



## Solucionario - LT1-Redes de Computadoras-Tanenbaum Quinta Edición-Español

Sistemas Operativos De Redes (Universidad Nacional de Ingeniería Nicaragua)

# RED DE COMPUTADORAS

QUINTA EDICIÓN

SOLUCIONES PROBLEMAS

**ANDREW S. TANENBAUM**

*Vrije Universiteit  
Amsterdam, Holanda*

y

**DAVID WETHERALL**

*Universidad de Washington  
Seattle, WA*

**PRENTICE HALL**

*Upper Saddle River, Nueva Jersey*



**SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS DEL CAPÍTULO 1**

1. El perro puede transportar 21 gigabytes o 168 gigabits. Una velocidad de 18 km / hora es igual a 0,005 km / seg. El tiempo para recorrer la distancia  $X$  km es  $X / 0,005 = 200 X$  seg, produciendo una velocidad de datos de  $168/200 X$  Gbps o  $840 / X$  Mbps. Para  $x < 5,6$  km, el perro tiene una velocidad más alta que la línea de comunicación.  
  
(i) Si la velocidad del perro se duplica, el valor máximo de  $X$  también se duplica. (ii) Si se duplica la capacidad de la cinta, el valor de  $X$  también se duplica. (iii) Si la velocidad de transmisión de datos de la línea de transmisión se duplica, el valor de  $X$  se reduce a la mitad.
2. El modelo LAN se puede desarrollar de forma incremental. Si la LAN es solo un cable largo, no puede ser derribado por una sola falla (si los servidores están replicados). Probablemente sea más barato. Proporciona más potencia informática y mejores interfaces interactivas.
3. Un enlace de fibra transcontinental puede tener muchos gigabits / seg de ancho de banda, pero la latencia también será alta debido a la velocidad de propagación de la luz a lo largo de miles de kilómetros. En contraste, un módem de 56 kbps que llama a una computadora en el mismo edificio tiene un ancho de banda bajo y una latencia baja.
4. Se necesita un tiempo de entrega uniforme tanto para voz como para video, por lo que la cantidad de jitter en la red es importante. Esto podría expresarse como la desviación estándar del tiempo de entrega. Tener un retraso breve pero una gran variabilidad es en realidad peor que un retraso algo más largo y una variabilidad baja. Para el tráfico de transacciones financieras, la confiabilidad y la seguridad son muy importantes.
5. No. La velocidad de propagación es de 200.000 km / seg o 200 metros /  $\mu$  segundo. En 10  $\mu$  seg la señal viaja 2 km. Por tanto, cada conmutador añade el equivalente a 2 km de cable extra. Si el cliente y el servidor están separados por 5000 km, atravesar incluso 50 conmutadores agrega solo 100 km a la ruta total, que es solo el 2%. Por tanto, el retardo de conmutación no es un factor importante en estas circunstancias.
6. La solicitud tiene que ir hacia arriba y hacia abajo, y la respuesta tiene que ir hacia arriba y hacia abajo. La longitud total del camino atravesado es por tanto de 160.000 km. La velocidad de la luz en el aire y el vacío es de 300.000 km / seg, por lo que el retardo de propagación solo es  $160.000 / 300.000$  seg. O aproximadamente 533 mseg.
7. Obviamente, no hay una única respuesta correcta aquí, pero los siguientes puntos parecen relevantes. El sistema actual tiene una gran inercia (controles y contrapesos) incorporada. Esta inercia puede servir para evitar que los sistemas legales, económicos y sociales se vuelvan patas arriba cada vez que un partido diferente llega al poder. Además, muchas personas tienen opiniones firmes sobre temas sociales controvertidos, sin conocer realmente los hechos del asunto. Permitir que las opiniones mal fundamentadas se conviertan en leyes puede ser indeseable. El potencial

También deben tenerse en cuenta los efectos de las campañas publicitarias de grupos de intereses especiales de un tipo u otro. Otro problema importante es la seguridad. Mucha gente podría preocuparse de que un niño de 14 años piratee el sistema y falsifique los resultados.

8. Llame a los enrutadores  $A B C D$ , y  $M$ . Hay diez líneas potenciales:  $AB, AC, AD, AE, BC, BD, BE, CD, CE$ , y  $DELAWARE$ . Cada uno de estos tiene cuatro posibilidades (tres velocidades o ninguna línea), por lo que el número total de topologías es  $4^{10} = 1.048.576$ . A 100 ms cada uno, se necesitan 104.857,6 segundos, o un poco más de 29 horas, inspeccionarlos todos.
9. Distinguir  $n + 2$  eventos. Eventos 1 al *norte* constan de los correspondientes host intentando utilizar el canal con éxito, es decir, sin una colisión. La probabilidad de cada uno de estos eventos es  $pag(1 - pag)_{norte - 1}$ . Evento  $n + 1$  es un canal inactivo, con probabilidad  $(1 - pag)_{norte}$ . Evento  $n + 2$  es una colisión. Dado que estos  $n + 2$  eventos son exhaustivos, sus probabilidades deben sumar la unidad. La probabilidad de una colisión, que es igual a la fracción de espacios desperdiciados, es entonces de  $1 - notario público(1 - pag)_{norte - 1} - (1 - pag)_{norte}$ .
10. Entre otras razones para usar protocolos en capas, usarlos conduce a rupturas  
Al dividir el problema de diseño en partes más pequeñas y manejables, y la estratificación significa que los protocolos se pueden cambiar sin afectar a los superiores o inferiores. Una posible desventaja es que el desempeño de un sistema en capas probablemente sea peor que el desempeño de un sistema monolítico, aunque es extremadamente difícil implementar y administrar un sistema monolítico.
11. En el modelo de protocolo ISO, la comunicación física tiene lugar solo en el  
capa más baja, no en todas las capas.
12. Los flujos de mensajes y bytes son diferentes. En un flujo de mensajes, la red  
realiza un seguimiento de los límites de los mensajes. En una secuencia de bytes, no lo hace. Por ejemplo, suponga que un proceso escribe 1024 bytes en una conexión y luego un poco más tarde escribe otros 1024 bytes. A continuación, el receptor realiza una lectura de 2048 bytes. Con un flujo de mensajes, el receptor recibirá dos mensajes, de 1024 bytes cada uno. Con un flujo de bytes, los límites del mensaje no cuentan y el receptor obtendrá los 2048 bytes completos como una sola unidad. Se pierde el hecho de que originalmente había dos mensajes distintos.
13. La negociación tiene que ver con lograr que ambas partes acuerden algunos parámetros o  
valores que se utilizarán durante la comunicación. El tamaño máximo de paquete es un ejemplo, pero hay muchos otros.
14. El servicio mostrado es el servicio ofrecido por capa.  $k$  a capa  $k + 1$ . Otro servicio que debe estar presente  
está debajo de la capa.  $k$ , es decir, el servicio ofrecido a la capa  $k$  por la capa subyacente  $k - 1$ .

15. La probabilidad,  $PAG_k$ , de un marco que requiere exactamente  $k$  transmisiones es el producto de la primera  $k-1$  intentos fallando,  $pag_{k-1}$ , multiplicado por la probabilidad de la  $k$ -la transmisión tiene éxito,  $(1 - pag)$ . El número medio de transmisión es entonces solo

$$\sum_{k=1}^{\infty} k P_k = \sum_{k=1}^{\infty} k (1 - pag)^{k-1} = \frac{1}{1 - pag}$$

- dieciséis. Con  $n$  capas y  $h$  bytes agregados por capa, el número total de bytes de encabezado por mensaje es  $hn$ , por lo que el espacio desperdiciado en los encabezados es  $hn$ . El tamaño total del mensaje es  $M + hn$ , por lo que la fracción de ancho de banda desperdiciada en los encabezados es  $hn / (M + hn)$ .

17. TCP está orientado a la conexión, mientras que UDP es un servicio sin conexión.
18. Los dos nodos de la esquina superior derecha se pueden desconectar del resto mediante tres bombas que destruyen los tres nodos a los que están conectados. El sistema puede soportar la pérdida de dos nodos.
19. Duplicar cada 18 meses significa un factor de cuatro de ganancia en 3 años. En 9 años, la ganancia es entonces  $4^3$  o 64, lo que lleva a 38,4 mil millones de hosts. Parece mucho, pero si todos los televisores, teléfonos celulares, cámaras, automóviles y electrodomésticos del mundo están en línea, tal vez sea plausible. La persona promedio puede tener docenas de hosts para entonces.
20. Si la red tiende a perder paquetes, es mejor reconocer cada uno por separado. arately, por lo que los paquetes perdidos se pueden retransmitir. Por otro lado, si la red es altamente confiable, enviar un acuse de recibo al final de toda la transferencia ahorra ancho de banda en el caso normal (pero requiere que se retransmita todo el archivo si se pierde incluso un solo paquete).
21. Hacer que los operadores de telefonía móvil conozcan la ubicación de los usuarios permite a los operadores aprender mucha información personal sobre los usuarios, como dónde duermen, trabajan, viajan y compran. Esta información puede venderse a otros o ser robada; podría permitir que el gobierno controle a los ciudadanos. Por otro lado, conocer la ubicación del usuario permite al operador enviar ayuda al lugar correcto en caso de emergencia. También podría usarse para disuadir el fraude, ya que una persona que dice ser usted generalmente estará cerca de su teléfono móvil.
22. La velocidad de la luz en cable coaxial es de aproximadamente 200.000 km / seg, que es de 200 metros /  $\mu$  segundo. A 10 Mbps, se necesitan 0,1  $\mu$  seg para transmitir un poco. Por tanto, el bit dura 0,1  $\mu$  seg en el tiempo, durante el cual se propaga 20 metros. Por lo tanto, un poco tiene 20 metros de largo aquí.
23. La imagen es  $1600 \times 1200 \times 3$  bytes o 5.760.000 bytes. Esto es 46,080,000 bits. A 56.000 bits / seg, tarda unos 822,857 seg. A 1.000.000 bits / seg, se necesitan 46,080 seg. A 10,000,000 bits / seg, toma 4.608 seg. A 100.000.000

bits / seg, tarda aproximadamente 0,461 seg. A 1.000.000.000 de bits / seg, tarda unos 46 ms.

- 24.** Piense en el problema del terminal oculto. Imagina una red inalámbrica de cinco estaciones,  $A$  a través de  $M$ , de modo que cada uno esté al alcance de sus vecinos inmediatos. Entonces  $A$  puede hablar con  $B$  al mismo tiempo  $D$  está hablando con  $M$ . Las redes inalámbricas tienen un paralelismo potencial y, de esta manera, se diferencian de Ethernet.
- 25.** Una ventaja es que si todos usan el estándar, todos pueden hablar con todos. Otra ventaja es que el uso generalizado de cualquier estándar le proporcionará economías de escala, como ocurre con los chips VLSI. Una desventaja es que los compromisos políticos necesarios para lograr la estandarización a menudo conducen a estándares deficientes. Otra desventaja es que una vez que se ha adoptado ampliamente una norma, es difícil cambiarla, incluso si se descubren técnicas o métodos nuevos y mejores. Además, para el momento en que se haya aceptado, es posible que esté obsoleto.
- 26.** Hay muchos ejemplos, por supuesto. Algunos sistemas para los que existe la estandarización nacional incluyen reproductores de discos compactos y sus discos, cámaras digitales y sus tarjetas de almacenamiento, cajeros automáticos y tarjetas bancarias. Las áreas donde falta esta estandarización internacional incluyen VCR y cintas de video (NTSC VHS en los EE. UU., PAL VHS en algunas partes de Europa, SECAM VHS en otros países), teléfonos portátiles, lámparas y bombillas (diferentes voltajes en diferentes países), enchufes eléctricos y electrodomésticos. enchufes (cada país lo hace de manera diferente), fotocopadoras y papel (8.5 x 11 pulgadas en los EE. UU., A4 en cualquier otro lugar), tuercas y pernos (paso inglés versus métrico), etc.
- 27.** Esto no tiene ningún impacto en las operaciones en las capas  $k-1$  o  $k+1$ .
- 28.** No hay impacto en la capa  $k-1$ , pero las operaciones en  $k+1$  deben volver a implementarse. mentado.
- 29.** Una razón es que los mensajes de solicitud o respuesta pueden corromperse o perderse durante transmisión. Otra razón es que la unidad de procesamiento en el satélite puede sobrecargarse al procesar varias solicitudes de diferentes clientes.
- 30.** Las celdas de tamaño pequeño dan como resultado una gran sobrecarga de encabezado a carga útil. Celdas de tamaño fijo dan como resultado el desperdicio de bytes no utilizados en la carga útil.

## SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS DEL CAPÍTULO 2

$$1. a_n = -1 \\ \pi n \theta = 0, c = 1.$$

2. Un canal silencioso puede transportar una cantidad de información arbitrariamente grande, no importa con qué frecuencia se muestrea. Simplemente envíe una gran cantidad de datos por muestra. Para el canal de 4kHz, haga 8000 muestras / seg. Si cada muestra es de 16 bits, el canal puede enviar 128 kbps. Si cada muestra tiene 1024 bits, el canal puede enviar 8.2 Mbps. La palabra clave aquí es "silencioso". Con un canal normal de 4 kHz, el límite de Shannon no lo permitiría. Una relación señal-ruido de 30 dB significa  $S/N = 1000$ . Por lo tanto, el límite de Shannon es de aproximadamente 39,86 kbps.
3. Usando el teorema de Nyquist, podemos muestrear 12 millones de veces / seg. Cuatro niveles las señales proporcionan 2 bits por muestra, para una velocidad de datos total de 24 Mbps.
4. Una relación señal-ruido de 20 dB significa  $S/N = 100$ . Desde  $\log_2 101$  se trata de 6.658, el límite de Shannon es de aproximadamente 19.975 kbps. El límite de Nyquist es de 6 kbps. Por lo tanto, el cuello de botella es el límite de Nyquist, que da una capacidad máxima de canal de 6 kbps.
5. Para enviar una señal T1 necesitamos  $H$  Iniciar sesión  $2(1 + S/N) = 1.544 \times 10^6$  con  $H = 50.000$ . Esto produce  $S/N = 2^{30} - 1$ , que es de unos 93 dB.
6. La fibra tiene muchas ventajas sobre el cobre. Puede manejar un ancho de banda mucho mayor que el cobre. No se ve afectado por sobrecargas de energía, interferencias electromagnéticas, cortes de energía o químicos corrosivos en el aire. No pierde luz y es bastante difícil de tocar. Finalmente, es delgado y liviano, lo que resulta en costos de instalación mucho más bajos. Hay algunas desventajas de usar fibra sobre cobre. Primero, puede dañarse fácilmente si se dobla demasiado. En segundo lugar, la comunicación óptica es unidireccional, por lo que requiere dos fibras o dos bandas de frecuencia en una fibra para la comunicación bidireccional. Finalmente, las interfaces de fibra cuestan más que las interfaces eléctricas.
7. Usar  $\Delta f = c \Delta \lambda / \lambda^2$  con  $\Delta \lambda = 10^{-7}$  metros y  $\lambda = 10^{-6}$  metros. Esto da un banda ancha ( $\Delta f$ ) de 30.000 GHz.
8. La tasa de datos es  $2560 \times 1600 \times 24 \times 60$  bps, que es 5898 Mbps. Para simplificar ciudad, supongamos 1 bps por Hz. De la ecuación. (2-3) obtenemos  $\Delta \lambda = \lambda^2 \Delta f / c$ . Tenemos  $\Delta f = 5.898 \times 10^9$ , así que  $\Delta \lambda = 3.3 \times 10^{-5}$  micrones. El rango de longitudes de onda utilizado es muy corto.
9. El teorema de Nyquist es una propiedad de las matemáticas y no tiene nada que ver con tecnología. Dice que si tiene una función cuyo espectro de Fourier no contiene ningún seno o coseno por encima  $F$ , muestreando la función a una frecuencia de  $2F$  captura toda la información que hay. Por tanto, el teorema de Nyquist es válido para todos los medios.
10. Empezar con  $\lambda f = c$ . Lo sabemos  $C$  es  $3 \times 10^8$  Sra. Para  $\lambda = 1$  cm, obtenemos 30 GHz. Para  $\lambda = 5$  m, obtenemos 60 MHz. Por tanto, la banda cubierta es de 60 MHz a 30 GHz.



- 11.** Si el rayo se desvía 1 mm al final, no alcanza el detector. Esto equivale a un triángulo con una base de 100 m y una altura de 0,001 m. El ángulo es uno cuya tangente es, por tanto, 0,00001. Este ángulo es de aproximadamente 0,00057 grados.
- 12.** Con 66/6 u 11 satélites por collar, cada 90 minutos pasan 11 satélites gastos generales. Esto significa que hay un tránsito cada 491 segundos. Por lo tanto, habrá una transferencia aproximadamente cada 8 minutos y 11 segundos.
- 13.** Tiempo de tránsito =  $2 \times (\text{Altitud} / \text{Velocidad de la luz})$ . La velocidad de la luz en el aire o el vacío es de 300.000 km / seg. Esto se evalúa en 239 mseg para GEO, 120 mseg para MEO y 5 mseg para satélites LEO.
- 14.** La llamada viaja desde el Polo Norte hasta el satélite directamente por encima, y luego transita a través de otros cuatro satélites para llegar al satélite directamente sobre el Polo Sur. Abajo desciende a la tierra hasta el Polo Sur. La distancia total recorrida es  $2 \times 750 + 0,5 \times \text{circunferencia}$  a una altitud de 750 km. La circunferencia a una altitud de 750 km es  $2 \times \pi \times (6371 + 750) = 44,720$  km. Entonces, la distancia total recorrida es 23,860 km. Tiempo para viajar esta distancia
- $= 23860/300000 = 79,5$  milisegundos. Además, la conmutación se produce en seis satélites. Entonces, el tiempo total de conmutación es 60 *tu* segundo. Entonces, la latencia total es de aproximadamente 79.56 mseg.
- 15.** En NRZ, la señal completa un ciclo como máximo cada 2 bits (alternando 1 y 0s). Entonces, el ancho de banda mínimo necesario para lograr *B* La velocidad de datos de bits / seg es  $B / 2$  Hz. En MLT-3, la señal completa un ciclo como máximo cada 4 bits (una secuencia de 1), por lo que requiere al menos  $B/4$  Hz para lograr una tasa de datos de *B* bits / seg. Finalmente, en la codificación Manchester, la señal completa un ciclo en cada bit, por lo que requiere al menos *B* Hz para lograr *B* velocidad de datos de bits / seg.
- dieciséis.** Dado que la codificación 4B / 5B utiliza NRZI, hay una transición de señal cada vez que se enviado. Además, el mapeo 4B / 5B (ver Figura 2-21) asegura que una secuencia de ceros consecutivos no puede ser más larga que 3. Por lo tanto, en el peor de los casos, los bits transmitidos tendrán una secuencia 10001, resultando en una transición de señal en 4 bits.
- 17.** El número de códigos de área era  $8 \times 2 \times 10$ , que es 160. El número de prefijos era  $8 \times 8 \times 10$  o 640. Por lo tanto, el número de oficinas finales se limitó a 102.400. Este límite no es un problema.
- 18.** Cada teléfono realiza 0,5 llamadas / hora a los 6 minutos cada uno. Así, un teléfono ocupa un circuito durante 3 minutos / hora. Veinte teléfonos pueden compartir un circuito, aunque con una carga cercana al 100% ( $\rho = 1$  en términos de colas) implica tiempos de espera muy largos. Dado que el 10% de las llamadas son de larga distancia, se necesitan 200 teléfonos para ocupar un circuito de larga distancia a tiempo completo. El tronco de la interoficina tiene  $1,000,000 / 4000 = 250$  circuitos multiplexados en él. Con 200 teléfonos por circuito, una oficina final puede admitir  $200 \times 250 = 50.000$  teléfonos. Admitir un número tan grande de teléfonos puede resultar en

tiempos de espera. Por ejemplo, si 5,000 (10% de 50,000) usuarios deciden hacer una llamada telefónica de larga distancia al mismo tiempo y cada llamada dura 3 minutos, el tiempo de espera en el peor de los casos será de 57 minutos. Esto claramente resultará en clientes insatisfechos.

19. La sección transversal de cada hebra de un par trenzado es  $\pi / 4$  mm cuadrados. A 10 km longitud de este material, con dos hebras por par tiene un volumen de  $2 \pi / 4 \times 10^{-2}$  metro<sup>3</sup>. Este volumen es de unos 15.708 cm<sup>3</sup>. Con una gravedad específica de 9.0, cada bucle local tiene una masa de 141 kg. Por tanto, la compañía telefónica posee  $1.4 \times 10^9$  kg de cobre. A \$ 6 cada uno, el cobre vale alrededor de 8.400 millones de dólares.
20. Como una sola vía de ferrocarril, es semidúplex. El aceite puede fluir en cualquier dirección, pero no en ambos sentidos a la vez. Un río es un ejemplo de conexión simplex, mientras que un walkie-talkie es otro ejemplo de conexión semidúplex.
21. Tradicionalmente, los bits se han enviado a través de la línea sin ningún tipo de corrección de errores. esquema en la capa física. La presencia de una CPU en cada módem permite incluir un código de corrección de errores en la capa 1 para reducir en gran medida la tasa de error efectiva observada por la capa 2. El manejo de errores por parte de los módems se puede realizar de forma totalmente transparente a la capa 2. Muchos módems ahora tienen corrección de errores incorporada. Si bien esto reduce significativamente la tasa de error efectiva observada en la capa 2, los errores en la capa 2 aún son posibles. Esto puede suceder, por ejemplo, debido a la pérdida de datos a medida que se transfieren de la capa 1 a la capa 2 debido a la falta de espacio en el búfer.
22. Hay cuatro valores legales por baudios, por lo que la tasa de bits es el doble de la tasa de baudios. A 1200 baudios, la velocidad de datos es de 2400 bps.
23. Dado que hay 32 símbolos, se pueden codificar 5 bits. A 1200 baudios, este provee  $5 \times 1200 = 6000$  bps.
24. Dos, uno para aguas arriba y otro para aguas abajo. El esquema de modulación es self solo usa amplitud y fase. La frecuencia no está modulada.
25. Hay 10 señales de 4000 Hz. Necesitamos nueve bandas de guardia para evitar cualquier interferencia. El ancho de banda mínimo requerido es  $4000 \times 10 + 400 \times 9 = 43.600$  Hz.
26. Un tiempo de muestreo de  $125 \mu$  seg corresponde a 8000 muestras por segundo. Según el teorema de Nyquist, esta es la frecuencia de muestreo necesaria para capturar toda la información en un canal de 4 kHz, como un canal telefónico. (En realidad, el ancho de banda nominal es algo menor, pero el corte no es nítido).
27. Los usuarios finales obtienen  $7 \times 24 = 168$  de los 193 bits de una trama. La sobrecarga es por lo tanto  $25/193 = 13\%$ . De la Figura 2-41, el porcentaje de sobrecarga en OC-1 es  $(51.84 - 49,536) / 51,84 = 3,63\%$ . En OC-768, el porcentaje de gastos generales es  $(39813.12 -$

$$38043,648 / 39813,12 = 4,44\%.$$

- 28.** En ambos casos son posibles 8000 muestras / seg. Con codificación dibit, 2 bits son enviado por muestra. Con T1, se envían 7 bits por período. Las velocidades de datos respectivas son 16 kbps y 56 kbps.
- 29.** Diez cuadros. La probabilidad de que algún patrón aleatorio sea 0101010101 (en un canal digital) es  $1/1024$ .
- 30.** Un codificador acepta una señal analógica arbitraria y genera una señal digital desde eso. Un demodulador acepta solo una onda sinusoidal modulada y genera una señal digital.
- 31.** Una tasa de deriva de  $10^{-9}$  significa 1 segundo en  $10^9$  segundos o 1 nseg por segundo. A Velocidad OC-1, digamos, 50 Mbps, para simplificar, un bit dura 20 nseg. Esto significa que solo se necesitan 20 segundos para que el reloj se desvíe 1 bit. En consecuencia, los relojes deben sincronizarse continuamente para evitar que se alejen demasiado. Ciertamente cada 10 segundos, preferiblemente con mucha más frecuencia.
- 32.** El enlace de menor ancho de banda (1 Mbps) es el cuello de botella.  
 Latencia unidireccional =  $4 \times (35800/300000) = 480$  ms. Tiempo total =  $1,2 + 233/220 + 0,48 = 8193,68$  seg.
- 33.** Nuevamente, el enlace de menor ancho de banda es el cuello de botella.  
 Número de paquetes =  $230/216 = 214$ . Latencia unidireccional =  $480 + 3 \times 0,001 = 480,003$  ms. Total de bits transmitidos =  $233 + 214 \times 28 = 233 + 222$ . Tiempo total =  $(233 + 222) / 220 + 0,48 = 8196,48$  seg.
- 34.** De las 90 columnas, 86 están disponibles para datos de usuario en OC-1. Por lo tanto, el usuario puede la capacidad es  $86 \times 9 = 774$  bytes / trama. Con 8 bits / byte, 8000 cuadros / segundo y 3 portadoras OC-1 multiplexadas juntas, la capacidad total del usuario es  $3 \times 774 \times 8 \times 8000$  o 148,608 Mbps. Para una línea OC-3072:  
 Tasa de datos bruta =  $51,84 \times 3072 = 159252,48$  Mbps. Velocidad de datos  
 SPE =  $50.112 \times 3072 = 153944.064$  Mbps. Tasa de datos de usuario =  $49.536 \times 3072 = 152174,592$  Mbps.
- 35.** VT1.5 puede acomodar 8000 cuadros / seg.  $\times 3$  columnas  $\times 9$  filas  $\times 8$  bits = 1.728 Mbps. Se puede utilizar para acomodar DS-1. VT2 puede acomodar 8000 cuadros / seg.  $\times 4$  columnas  $\times 9$  filas  $\times 8$  bits = 2,304 Mbps. Se puede utilizar para dar cabida al servicio CEPT-1 europeo. VT6 puede acomodar 8000 cuadros / seg.  $\times 12$  columnas  $\times 9$  filas  $\times 8$  bits = 6,912 Mbps. Se puede utilizar para acomodar el servicio DS-2.
- 36.** Los marcos OC-12c son  $12 \times 90 = 1080$  columnas de 9 filas. De estos,  $12 \times 3 = 36$  columnas están ocupadas por la línea y el encabezado de sección. Esto deja un SPE de 1044 columnas. Una columna SPE está ocupada por la sobrecarga de ruta,



asignación mucho más complicada.

42. Si asumimos que cada microcélula es un círculo de 100 m de diámetro, cada celda tiene un área de  $2500\pi$ . Si tomamos el área de San Francisco,  $1.2 \times 10^8$  metro<sup>2</sup>, y dividirlo por el área de 1 microcélula, obtenemos 15 279 microcélulas. Por supuesto, es imposible enlazar el avión con círculos (y San Francisco es decididamente tridimensional), pero con 20.000 microcélulas probablemente podríamos hacer el trabajo.
43. Las frecuencias no se pueden reutilizar en celdas adyacentes, por lo que cuando un usuario se mueve de una celda a otra, se debe asignar una nueva frecuencia para la llamada. Si un usuario se muda a una celda, cuyas frecuencias están actualmente en uso, la llamada del usuario debe finalizar.
44. El resultado se obtiene negando cada uno de los  $A$ ,  $B$ , y  $C$  y luego agregando el tres secuencias de chips. Alternativamente, los tres se pueden agregar y luego negar. El resultado es  $(+3 +1 +1 -1 -3 -1 -1 +1)$ .
45. Cuando dos elementos coinciden, su producto es  $+1$ . Cuando no coinciden, su producto es  $-1$ . Para hacer la suma 0, debe haber tantas coincidencias como desajustes. Por lo tanto, dos secuencias de chips son ortogonales si exactamente la mitad de los elementos correspondientes coinciden y exactamente la mitad no coinciden.
46. Simplemente calcule los cuatro productos internos normalizados:
- $$\begin{aligned} &(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) D (-1 -1 -1 +1 +1 -1 +1 +1) / 8 = 1 \\ &(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) D (-1 -1 +1 -1 +1 +1 -1 -1) / 8 = -1 \\ &(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) D (-1 +1 -1 -1 +1 -1 -1 -1) / 8 = 0 \\ &(-1 +1 -3 +1 -1 -3 +1 +1) D (-1 +1 -1 -1 -1 -1 +1 -1) / 8 = 1 \end{aligned}$$
- El resultado es que  $A$  y  $D$  enviaron 1 bits,  $B$  envió un bit 0, y  $C$  estaba silencioso.
47. Aquí están las secuencias de chips:
- $$\begin{aligned} &(+1 +1 +1 +1 +1 +1 +1 +1) (+1 -1 \\ &+1 -1 +1 -1 +1 -1) (+1 +1 -1 -1 +1, \\ &+1 -1 -1) (+1 -1 -1 +1 +1 -1 -1 +1) \end{aligned}$$
48. Ignorando la compresión de voz, un teléfono PCM digital necesita 64 kbps. Si nosotros dividiendo 10 Gbps por 64 kbps obtenemos 156,250 casas por cable. Los sistemas actuales tienen cientos de casas por cable.
49. Una garantía de ancho de banda descendente de 2 Mbps para cada casa implica como máximo 50 casas por cable coaxial. Por lo tanto, la compañía de cable necesitará dividir el cable existente en 100 cables coaxiales y conectar cada uno de ellos directamente a un nodo de fibra.

50. El ancho de banda ascendente es de 37 MHz. Usando QPSK con 2 bits / Hz, obtenemos 74 Mbps de subida. Aguas abajo tenemos 200 MHz. Usando QAM-64, esto es 1200 Mbps. Usando QAM-256, esto es 1600 Mbps.
51. La velocidad de datos descendente de un usuario de cable es la menor de la  
 el ancho de banda del cable y el ancho de banda del medio de comunicación entre el módem por cable y la PC del usuario. Si el canal de cable descendente funciona a 27 Mbps, la velocidad de datos descendente del usuario del cable será
- (a) 10 Mbps.  
 (b) 27 Mbps.  
 (c) 27 Mbps.

Esto supone que el medio de comunicación entre el cable módem y la PC del usuario no se comparte con ningún otro usuario. Por lo general, los operadores de cable especifican Ethernet de 10 Mbps porque no quieren que un usuario absorba todo el ancho de banda.

### SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS DEL CAPÍTULO 3

1. Dado que cada cuadro tiene una probabilidad de 0,8 de pasar, la probabilidad de el mensaje completo que se transmite es  $0.8^{10}$ , que es aproximadamente 0.107. Llamamos a este valor *pag*. El número esperado de transmisiones para un mensaje completo es entonces

$$E = \sum_{y=1}^{\infty} y p (1 - pag)^{y-1} = pag \sum_{y=1}^{\infty} y (1 - pag)^{y-1}$$

Para reducir esto, use la fórmula conocida para la suma de una serie geométrica infinita,

$$S = \sum_{y=1}^{\infty} \alpha^y = \frac{1}{1 - \alpha}$$

Diferenciar ambos lados con respecto a  $\alpha$  Llegar

$$S' = \sum_{y=1}^{\infty} y \alpha^{y-1} = \frac{1}{(1 - \alpha)^2}$$

Ahora usa  $\alpha = 1 - pag$  Llegar  $E = 1 / pag$ . Por lo tanto, se necesita un promedio de  $1 / 0.107$ , o alrededor de 9.3 transmisiones.

2. La solución es
- (a) 00000100 01000111 11100011 11100000 01111110  
 (b) 01111110 01000111 11100011 11100000 11100000 11100000 01111110

01111110

(c) 01111110 01000111 110100011 111000000 011111010 01111110

3. Después de rellenar, obtenemos AB ESC ESC C ESC ESC ESC FLAG ESC FLAG D.
4. La sobrecarga máxima ocurre cuando la carga útil consiste solo en ESC y BANDERA bytes. En este caso, habrá un 100% de gastos generales.
5. Si siempre pudiera contar con un flujo interminable de fotogramas, un byte de indicador podría bastar. Pero, ¿qué pasa si un fotograma termina (con un byte de bandera) y no hay nuevos fotogramas durante 15 minutos? ¿Cómo sabrá el receptor que el siguiente byte es en realidad el comienzo de una nueva trama y no solo ruido en la línea? El protocolo es mucho más simple con bytes de bandera inicial y final.
6. La salida es 011110111110011111010.
7. Si el retardo de propagación es muy largo, como en el caso de una sonda espacial en o cerca de Marte o Venus, se indica la corrección de errores hacia adelante. También es apropiado en una situación militar en la que el receptor no quiere revelar su ubicación transmitiendo. Si la tasa de error es lo suficientemente baja como para que un código de corrección de errores sea lo suficientemente bueno, también puede ser más simple. Finalmente, los sistemas en tiempo real no pueden tolerar la espera de retransmisiones.
8. Hacer un cambio en cualquier carácter válido no puede generar otro carácter válido. acter debido a la naturaleza de los bits de paridad. Hacer dos cambios en bits pares o dos cambios en bits impares dará otro carácter válido, por lo que la distancia es 2.
9. Los bits de paridad son necesarios en las posiciones 1, 2, 4, 8 y 16, por lo que los mensajes que no se extienden más allá del bit 31 (incluidos los bits de paridad). Por tanto, 5 bits de paridad son suficientes. El patrón de bits transmitido es 011010110011001110101.
10. Si numeramos los bits de izquierda a derecha comenzando en el bit 1, en este ejemplo el bit 2 (un bit de paridad) es incorrecto. El valor de 12 bits transmitido (después de la codificación Hamming) fue 0xA4F. El valor de datos de 8 bits original era 0xAF.
11. Un solo error hará que las comprobaciones de paridad horizontal y vertical sean equivocado. También se detectarán fácilmente dos errores. Si están en filas diferentes, la paridad de filas los capturará. Si están en la misma fila, la paridad de columna los detectará. También se detectarán tres errores. Si están en la misma fila o columna, la paridad de esa fila o columna los detectará. Si hay dos errores en la misma fila, la paridad de columna de al menos uno de ellos detectará el error. Si hay dos errores en la misma columna, la paridad de fila de al menos uno de ellos detectará el error. No se puede detectar un error de 4 bits en el que los cuatro bits de error se encuentran en las cuatro esquinas de un rectángulo.
12. De la ecuación. (3-1), sabemos que se necesitan 10 bits de verificación para cada bloque en caso de usar el código Hamming. El total de bits transmitidos por bloque es de 1010 bits. En caso de mecanismo de detección de errores, se transmite un bit de paridad por bloque. Suponer





El flujo de bits transmitido se convierte a un múltiplo de 1001, el error no se detectará. Un ejemplo trivial es si todos los unos en el flujo de bits se invierten a ceros.

18. El polinomio de suma de comprobación CRC es o grado 32, así que (a) Sí. CRC atrapa todo errores de un solo bit.  
 (b) Sí. CRC detecta todos los errores de doble bit para cualquier mensaje razonablemente largo. (c) No. Es posible que CRC no pueda detectar todos los errores de bits aislados de un número par. (d) Sí. CRC detecta todo el número impar de errores de bits aislados.  
 (ojos. CRC detecta todos los errores de ráfaga con longitudes de ráfaga menores o iguales a 32.  
 (f) No. Es posible que CRC no pueda detectar un error de ráfaga con una longitud de ráfaga superior a 32.
19. Sí, es posible. La razón es que puede llegar una trama de acuse de recibo correctamente, pero después de que el temporizador del remitente haya expirado. Esto puede suceder si el receptor se demora en enviar la trama de reconocimiento, porque su CPU está sobrecargada al procesar otros trabajos en el sistema.
20. La eficiencia será del 50% cuando el tiempo necesario para transmitir la trama sea igual a el retardo de propagación de ida y vuelta. A una velocidad de transmisión de 4 bits / mseg, 160 bits tardan 40 ms. Para tamaños de trama superiores a 160 bits, detener y esperar es razonablemente eficiente.
21. Puede pasar. Suponga que el remitente transmite una trama y una el conocimiento vuelve rápidamente. El bucle principal se ejecutará por segunda vez y se enviará una trama mientras el temporizador aún está funcionando.
22. Para operar de manera eficiente, el espacio de secuencia (en realidad, la ventana del remitente tamaño) debe ser lo suficientemente grande para permitir que el transmisor siga transmitiendo hasta que se reciba el primer acuse de recibo. El tiempo de propagación es de 18 ms. A la velocidad T1, que es 1.536 Mbps (excluyendo el bit de encabezado 1), una trama de 64 bytes toma 0.300 mseg. Por lo tanto, la primera trama llega completamente 18,3 ms después de que se inició la transmisión. El acuse de recibo tarda otros 18 ms en recuperarse, más un tiempo pequeño (insignificante) para que el acuse de recibo llegue por completo. En total, este tiempo es de 36,3 mseg, por lo que el transmisor debe tener suficiente espacio en la ventana para seguir funcionando durante 36,3 mseg. Una trama tarda 0,3 ms, por lo que se necesitan 121 tramas para llenar la tubería. Se necesitan números de secuencia de siete bits.
23. Deje que la ventana del remitente sea  $(S_{yo} S_{u})$  y el receptor sea  $(R_{yo} R_{u})$ . Deje el el tamaño de la ventana sea  $W$ . Las relaciones que se deben mantener son:

$$0 \leq S_{tu} - S_{l+1} \leq W - 1$$

$$R_{tu} - R_{l+1} = W$$

$$S_l \leq R_l \leq S_u + 1$$

24. El protocolo sería incorrecto. Suponga que los números de secuencia de 3 bits están en usar. Considere el siguiente escenario:

*A* acaba de enviar el marco 7.

*B* obtiene el marco y envía un ACK a cuestas.

*A* obtiene el ACK y envía las tramas 0–6, todas las cuales se pierden.

*B* agota el tiempo de espera y retransmite su trama actual, con el ACK 7.

Mira la situación en *A* cuando el marco con  $r.ack = 7$  llega el 7. Las variables clave son  $AckExpected = 0$ ,  $r.ack = 7$ , y  $NextFrameToSend = 7$ . El modificado *Entre* volvería *cierto*, causando *A* pensar que se estaban reconociendo los fotogramas perdidos.

25. Si. Podría conducir a un punto muerto. Supongamos que llega un lote de fotogramas correctamente y fue aceptado. El receptor adelantaría su ventana. Ahora suponga que se perdieron todos los agradecimientos. El remitente eventualmente agotaría el tiempo de espera y volvería a enviar la primera trama. El receptor enviaría entonces un NAK. Si este paquete se perdiera, a partir de ese momento, el remitente seguiría agotando el tiempo de espera y enviando una trama que ya había sido aceptada, pero el receptor simplemente la ignoraría. La configuración del temporizador auxiliar da como resultado un acuse de recibo correcto que se devuelve eventualmente, lo que se resincroniza.

26. Llevaría a un punto muerto porque este es el único lugar donde se procesan los conocimientos. Sin este código, el remitente seguiría agotando el tiempo y nunca haría ningún progreso.

27. Utilización del enlace =  $(1 / (1 + 2 BD))$

$BD$  = producto de retardo de ancho de banda / retardo de tamaño de

fotograma =  $(9 \times 10^{-10}) / (3 \times 10^{-8})$  = Producto de retardo de ancho de

banda de 300 segundos =  $64 \times 300 = 19,2$  Gb

$BD = 19200000/256 = 75000$  Entonces, la utilización

del enlace es  $6.67 \times 10^{-4}\%$

28. Para un tamaño de ventana de envío  $w$  la utilización del enlace es  $w / (1 + 2 BD)$ . Entonces, para un enlace del 100% utilización,  $w = 150001$ .

29. Considere el siguiente escenario. *A* envía 0 a *B*. *B* lo obtiene y envía un ACK, pero el ACK se pierde. *A* se agota y repite 0, pero ahora *B* espera 1, por lo que envía un NAK. Si *A* simplemente reenviar  $r.ack + 1$ , estaría enviando la trama 1, que aún no ha recibido.

30. Suponer *A* enviado *B* un marco que llegó correctamente, pero no hubo tráfico inverso. Después de un tiempo *A* se agotaría y retransmitiría. *B* notaría que el número de secuencia era incorrecto, ya que estaría debajo  $FrameExpected$ . En consecuencia, enviaría un NAK, que lleva un número de acuse de recibo. Cada cuadro se enviaría exactamente dos veces.

**31.** No. Esta implementación falla. Con  $MaxSeq = 4$ , obtenemos  $NrBufs = 2$ . Los números de secuencia pares usan el búfer 0 y los impares usan el búfer 1. Este mapeo significa que los marcos 4 y 0 usan el mismo búfer. Suponga que las tramas 0–3 se reciben y se reconocen. La ventana del receptor ahora contiene 4 y 0. Si se pierde 4 y llega 0, se colocará en el búfer 0 y  $llegado[0]$  se establecerá en *verdadero*. El bucle en el código para *FrameArrival* se ejecutará una vez y se enviará un mensaje fuera de servicio al host. Este protocolo requiere  $MaxSeq$  ser extraño para que funcione correctamente. Sin embargo, otras implementaciones de protocolos de ventana deslizante no tienen todas esta propiedad.

**32.** Dejar  $t = 0$  denota el inicio de la transmisión. A  $t = 1$  mseg, el primer fotograma tiene ha sido transmitido completamente. A  $t = 271$  ms, el primer fotograma ha llegado por completo. A  $t = 272$  mseg, la trama que reconoce la primera se ha enviado por completo. A  $t = 542$  milisegundos, el marco de soporte de acuse de recibo ha llegado por completo. Por tanto, el ciclo es de 542 ms. Un total de  $k$  Los fotogramas se envían en 542 ms, para una eficiencia de  $k/542$ . Por lo tanto, para

(a)  $k = 1$ , eficiencia =  $1/542 = 0,18\%$ . (B)  $k = 7$ , eficiencia =  $7/542 = 1,29\%$ . (C)  $k = 4$ , eficiencia =  $4/542 = 0,74\%$ .

**33.** Con un canal de 50 kbps y números de secuencia de 8 bits, la tubería siempre está llena. El número de retransmisiones por fotograma es de aproximadamente 0,01. Cada trama buena desperdicia 40 bits de encabezado, más el 1% de 4000 bits (retransmisión), más un NAK de 40 bits una vez cada 100 tramas. La sobrecarga total es de 80,4 bits por 3960 bits de datos, lo que da  $80,4 / (3960 + 80,4) = 1,99\%$ .

**34.** La transmisión comienza en  $t = 0$ . En  $t = 4096/64000$  seg = 64 mseg, el último bit se ha enviado. A  $t = 334$  ms, el último bit llega al satélite y se envía el ACK muy corto. A  $t = 604$  mseg, el ACK llega a la tierra. La velocidad de datos aquí es de 4096 bits en 604 ms, o aproximadamente 6781 bps. Con un tamaño de ventana de 7 fotogramas, el tiempo de transmisión es de 448 ms para la ventana completa, momento en el que el remitente debe detenerse. A 604 mseg, llega el primer ACK y el ciclo puede comenzar de nuevo. Aquí tenemos  $7 \times 4096 = 28,672$  bits en 604 mseg. La tasa de datos es 47.470,2 bps. La transmisión continua solo puede ocurrir si el transmisor todavía está enviando cuando el primer ACK vuelve a  $t = 604$  mseg. En otras palabras, si el tamaño de la ventana es superior a 604 milisegundos de transmisión, puede funcionar a máxima velocidad. Para un tamaño de ventana de 10 o más, se cumple esta condición, por lo que para cualquier tamaño de ventana de 10 o más (por ejemplo, 15 o 127), la velocidad de datos es de 64 kbps.

**35.** La velocidad de propagación en el cable es de 200.000 km / seg, o 200 km / mseg, por lo que una El cable de 100 km se completará en 500  $\mu$  segundo. Cada trama T1 tiene 193 bits enviados en 125  $\mu$  segundo. Esto corresponde a cuatro tramas o 772 bits en el cable.

36. PPP fue claramente diseñado para ser implementado en software, no en hardware como los protocolos de relleno de bits como HDLC casi siempre lo son. Con una implementación de software, trabajar completamente con bytes es mucho más simple que trabajar con bits individuales. Además, PPP fue diseñado para usarse con módems, y los módems aceptan y transmiten datos en unidades de 1 byte, no de 1 bit.
37. En su nivel más pequeño, cada trama tiene 2 bytes de bandera, 1 byte de protocolo y 2 sumas de comprobación. bytes, para un total de 5 bytes de sobrecarga por trama. Para una sobrecarga máxima, 2 bytes de indicador, 1 byte cada uno para dirección y control, 2 bytes para protocolo y 4 bytes para suma de comprobación. Esto totaliza 10 bytes de sobrecarga.
38. La trama AAL5 constará de 2 bytes de protocolo PPP, 100 bytes de carga útil PPP, algunos bytes de relleno y 8 bytes de cola. Para hacer que este tamaño de marco sea un múltiplo de 48, el número de bytes de relleno será 34. Esto dará como resultado una trama AAL5 de 144 bytes de tamaño. Esto puede caber en tres celdas ATM. La primera celda ATM contendrá los 2 bytes de protocolo PPP y 46 bytes del paquete IP, la segunda celda contendrá los siguientes 48 bytes del paquete IP y, finalmente, la tercera celda ATM contendrá los últimos 6 bytes del paquete IP, 34 bytes de relleno y 8 bytes de cola AAL5.

## SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS DEL CAPÍTULO 4

1. La fórmula es la fórmula estándar para las colas de Markov dada en la Sec. 4.1.1, a saber,  $T = 1 / (\mu C - \lambda)$ . Aquí,  $C = 10^8$  y  $\mu = 10^4$ , así que  $T = 1 / (10000 - \lambda)$  segundo. Para las tres tasas de llegada, obtenemos (a) 0,1 mseg, (b) 0,11 mseg y (c) 1 mseg. Para el caso (c) estamos operando un sistema de colas con  $\rho = \lambda / \mu C = 0.9$ , lo que da el  $10 \times$  demora.
2. Con ALOHA puro, el ancho de banda utilizable es  $0.184 \times 56 \text{ kbps} = 10,3 \text{ kbps}$ . Cada estación requiere 10 bps, por lo que  $N = 10300/10 = 1030$  estaciones.
3. Con ALOHA puro, la transmisión puede comenzar instantáneamente. Con poca carga, sin colisiones. Se esperan iones, por lo que es probable que la transmisión sea exitosa. Con ALOHA ranurado, tiene que esperar al siguiente espacio. Esto introduce la mitad de un intervalo de tiempo de retraso.
4. (a) Con  $G = 2$  La ley de Poisson da una probabilidad de  $m_i = 2$ .  
 (b)  $(1 - m_i - G k m_i - G = 0,135 \times 0,865 k$ .  
 (c) El número esperado de transmisiones es  $m_i G = 7.4$ .
5. El número de transmisiones es  $E = e^{-GRAMO}$ . los  $m_i$  los eventos están separados por  $m_i - 1$  intervalos de cuatro ranuras cada uno, por lo que el retraso es  $4 (m_i GRAMO - 1)$ . El rendimiento viene dado por  $S = G e^{-GRAMO}$ . Por lo tanto, tenemos dos ecuaciones paramétricas, una para el retraso y otra para el rendimiento, ambas en términos de  $GRAMO$ . Para cada  $GRAMO$  valor, es posible encontrar el retraso y el rendimiento correspondientes, dando un punto en la curva.

6. (a) La velocidad de propagación de la señal en el cable doble es  $2,46 \times 10^8 \text{ m / seg}$ . Propagación de la señal  
El tiempo de carga para 2 km es  $8,13 \mu \text{ segundo}$ . Entonces, la longitud del espacio de contención es  $16,26 \mu \text{ segundo}$ . (b) La velocidad de propagación de la señal en fibra multimodo es  $1,95 \times 10^8 \text{ Sra}$ . El tiempo de propagación de la señal para 40 km es  $205,13 \mu \text{ segundo}$ . Entonces, la longitud del espacio de contención es  $410,26 \mu \text{ segundo}$ .
7. El peor de los casos es donde todas las estaciones quieren enviar y  $s$  es el número más bajo estación bered. Tiempo de espera *norte* período de contención de bits +  $(\text{norte} - 1) \times D \text{ bit}$  para transmisión de tramas. El total es  $N + (N - 1) D$  tiempos de bits.
8. Si una estación con un número más alto y una estación con un número más bajo tienen paquetes para enviar al mismo tiempo, la estación con el número más alto siempre ganará la oferta. Por lo tanto, una estación con números más bajos no podrá enviar sus paquetes si hay un flujo continuo de estaciones con números más altos listas para enviar sus paquetes.
9. Las estaciones 2, 3, 5, 7, 11 y 13 desean enviar. Se necesitan once ranuras, con el  
El contenido de cada ranura es el siguiente:
- Ranura 1: 2, 3, 5, 7, 11, 13 Ranura  
2: 2, 3, 5, 7  
Ranura 3: 2, 3  
Ranura 4: 2  
Ranura 5: 3  
Ranura 6: 5, 7  
Ranura 7: 5  
Ranura 8: 7  
Ranura 9: 11, 13  
Ranura 10: 11  
Puesto 11: 13
10. (a) Dado que todas las estaciones verán  $A$  paquete de, interferirá con la recepción de cualquier otro paquete por cualquier otra estación. Por tanto, en este caso no es posible ninguna otra comunicación.
- (B)  $B/s$  paquete será visto por  $E$ ,  $A$  y  $C$ , por no por  $D$ . Por lo tanto,  $mi$  puede enviar a  $D$ , o  $A$  puede enviar a  $D$ , o  $C$  puede enviar a  $D$  al mismo tiempo. (c) Este escenario es el mismo que (b).
11. Si. Imagina que están en línea recta y que cada estación puede llegar solo sus vecinos más cercanos. Entonces  $A$  puede enviar a  $B$  mientras  $mi$  está enviando a  $F$ .
12. (a) Numere los pisos del 1 al 7. En la configuración de estrella, el enrutador está en el medio del piso 4. Se necesitan cables para cada uno de los  $7 \times 15 - 1 = 104$  sitios. La longitud total de estos cables es

$$4 \sum_{j=0=1}^7 \sum_{j=1}^{15} \sqrt{(j-4)^2 + (j-8)^2}$$

o unos 1832 metros.

(b) Para 802.3 clásico, se necesitan 7 cables horizontales de 56 m de largo, más un cable vertical de 24 m de largo, para un total de 416 m.

13. Ethernet clásica utiliza codificación Manchester, lo que significa que tiene dos señales períodos por bit enviado. La velocidad de datos es de 10 Mbps, por lo que la velocidad en baudios es el doble, o 20 megabaudios.

14. La señal es una onda cuadrada con dos valores, alto (H) y bajo (L). La patcharrán es LHLHLHLHLHLHLHLHL.

15. El tiempo de propagación de ida y vuelta del cable es 10  $\mu$  segundo. Una completa transmisión tiene seis fases:

1. El transmisor agarra el cable (10  $\mu$  segundo)
2. Transmitir datos (25,6  $\mu$  segundo)
3. Retraso para que el último bit llegue al final (5,0  $\mu$  segundo)
4. El receptor agarra el cable (10  $\mu$  segundo)
5. Acuse de recibo enviado (3,2  $\mu$  segundo)
6. Retraso para que el último bit llegue al final (5,0  $\mu$  segundo)

La suma de estos es 58,8  $\mu$  segundo. En este período, se envían 224 bits de datos, a una velocidad de aproximadamente 3,8 Mbps.

- dieciséis. Numere los intentos de adquisición empezando por 1. Intento  $i$  se distribuye entre  $2^{i-1}$  ranuras. Por lo tanto, la probabilidad de una colisión en el intento  $i$  es  $2^{-(i-1)}$ . La probabilidad de que la primera  $k-1$  intentos fallarán, seguidos de un éxito en la ronda.  $k$  es

$$PAG_k = (1 - 2^{-(k-1)})^{k-1} 2^{-(k-1)}$$

$yo = 1$

que se puede simplificar a

$$PAG_k = (1 - 2^{-(k-1)})^{k-1} 2^{-(k-1)}$$

El número esperado de rondas es entonces  $\sum k P_k$ .

17. La trama mínima de Ethernet es de 64 bytes, incluidas ambas direcciones en el Encabezado de trama de Ethernet, el campo de tipo / longitud y la suma de comprobación. Dado que los campos de encabezado ocupan 18 bytes y el paquete es de 60 bytes, el tamaño total de la trama es de 78 bytes, lo que excede el mínimo de 64 bytes. Por lo tanto, no se usa relleno.

18. El retardo de cable máximo en Fast Ethernet es 1/10 del tiempo que en Ethernet.

19. La carga útil es de 1500 bytes, pero cuando la dirección de destino, la dirección de origen, tipo / longitud, y se cuentan los campos de suma de comprobación, más el encabezado de VLAN, el total es de hecho 1522. Antes de las VLAN, el total era 1518.

20. La trama de Ethernet más pequeña es de 512 bits, por lo que a 1 Gbps obtenemos 1,953,125 o al-  
la mayoría de 2 millones de fotogramas / seg. Sin embargo, esto solo funciona cuando está funcionando la  
ráfaga de cuadros. Sin la ráfaga de tramas, las tramas cortas se rellenan a 4096 bits, en cuyo caso el número  
máximo es 244,140. Para la trama más grande (12.144 bits), puede haber hasta 82.345 tramas / seg.
21. Gigabit Ethernet lo tiene y también 802.16. Es útil para la eficiencia del ancho de banda.  
eficiencia (un preámbulo, etc.) pero también cuando hay un límite inferior en el tamaño del marco.
22. Estación *C* es el más cercano a *A* ya que escuchó la RTS y respondió a ella con  
afirmando su señal NAV. *D* no respondió, por lo que debe estar afuera *A* alcance de la radio.
23. RTS / CTS en 802.11 no ayuda con el problema de los terminales expuestos. Así que,  
dado el escenario de la Figura 4-11 (b), el protocolo MACA permitirá la comunicación simultánea, *B* a  
*A* y *C* a *D*, pero 802.11 permitirá que solo una de estas comunicaciones tenga lugar a la vez.
24. (a) Cada conjunto de diez cuadros incluirá un cuadro de cada estación. Entonces, todas las estaciones experimentarán  
una velocidad de datos de 54/50 Mbps = 1.08 Mbps. (b) Cada estación tiene la misma cantidad de tiempo para  
transmitir. Entonces, las estaciones de 6 Mbps obtendrán 0.6 Mbps, las estaciones de 18 Mbps obtendrán 1.8 Mbps y  
las estaciones de 54 Mbps obtendrán 5.4 Mbps.
25. Una trama contiene 512 bits. La tasa de error de bit es  $p = 10^{-7}$ . La probabilidad de  
los 512 de ellos sobreviviendo correctamente es  $(1 - p)^{512}$ , que es aproximadamente 0.9999488. Por tanto, la  
fracción dañada es de aproximadamente  $5 \times 10^{-5}$ . El número de fotogramas por segundo es  $11 \times 10^6 / 512$  o alrededor  
de 21.484. Al multiplicar estos dos números, obtenemos aproximadamente 1 fotograma dañado por segundo.
26. Depende de qué tan lejos esté el suscriptor. Si el suscriptor está cerca, QAM-64  
se utiliza para 120 Mbps. Para distancias medias, QAM-16 se utiliza para 80 Mbps. Para estaciones  
distantes, QPSK se usa para 40 Mbps.
27. Una razón es la necesidad de calidad de servicio en tiempo real. Si se descubre un error  
ed, no hay tiempo para una retransmisión. El espectáculo debe continuar. Aquí se puede utilizar la corrección de  
errores hacia adelante. Otra razón es que en líneas de muy baja calidad (por ejemplo, canales inalámbricos), la  
tasa de error puede ser tan alta que prácticamente todas las tramas tendrían que ser retransmitidas y las  
retransmisiones probablemente también se dañarían. Para evitar esto, se utiliza la corrección de errores hacia  
adelante para aumentar la fracción de fotogramas que llegan correctamente.
28. Al igual que 802.11, WiMAX conecta dispositivos de forma inalámbrica, incluidos los dispositivos móviles  
a Internet a velocidades de Mbps. Además, al igual que 802.11, WiMAX se basa en tecnologías OFDM y  
MIMO. Sin embargo, a diferencia de 802.11, las estaciones base WiMAX son mucho más potentes que los  
puntos de acceso 802.11. Además, las transmisiones en WiMAX son cuidadosamente programadas por la  
estación base para cada suscriptor.

sin posibilidad de colisiones a diferencia de CSMA / CA utilizado en 802.11.

**29. Es imposible que un dispositivo sea maestro en dos piconets al mismo tiempo.**

Permitir esto crearía dos problemas. Primero, solo 3 bits de dirección están disponibles en el encabezado, mientras que hasta siete esclavos podrían estar en cada piconet. Por lo tanto, no habría forma de dirigirse de forma única a cada esclavo. En segundo lugar, el código de acceso al inicio de la trama se deriva de la identidad del maestro. Así es como los esclavos dicen qué mensaje pertenece a qué piconet. Si dos piconets superpuestas usaran el mismo código de acceso, no habría forma de saber qué fotograma pertenecía a qué piconet. En efecto, las dos piconets se fusionarían en una gran piconet en lugar de dos separadas.

**30. Una trama de Bluetooth tiene una sobrecarga de 126 bits para el código de acceso y el encabezado,**

y un tiempo de asentamiento de 250 a 260  $\mu$  segundo. A la velocidad de datos básica, 1 Mbps, un tiempo de estabilización de 250 a 260  $\mu$  seg corresponde a 250 a 260 bits. Una ranura es 625  $\mu$  seg de longitud, que corresponde a 625 bits a 1 Mbps. Por lo tanto, se puede transmitir un máximo de 1875 bits en una trama de 3 ranuras. Fuera de esto, 376 a 386 bits son bits de sobrecarga, dejando un máximo de 1499 a 1509 bits para el campo de datos.

**31. Bluetooth usa FHSS, al igual que lo hace 802.11. La mayor diferencia es que**

Bluetooth salta a una velocidad de 1600 saltos / seg, mucho más rápido que 802.11.

**32. En un marco Bluetooth de 5 ranuras, un máximo de 3125 ( $625 \times 5$ ) los bits se pueden transmitir a una velocidad básica.**

Fuera de esto, un máximo de 2744 bits son para datos. En caso de codificación de repetición, los datos se replican tres veces, por lo que los datos reales transmitidos son de aproximadamente 914 bits. Esto da como resultado una eficiencia de aproximadamente un 29%.

**33. Ellos no. El tiempo de permanencia en 802.11 no está estandarizado, por lo que debe ser**

anunciado a las nuevas estaciones que llegan. En Bluetooth, siempre es 625  $\mu$  segundo. No es necesario anunciar esto. Todos los dispositivos Bluetooth tienen este cableado en el chip. Bluetooth fue diseñado para ser barato, y fijar la velocidad de salto y el tiempo de permanencia conduce a un chip más simple.

**34. Queremos maximizar la probabilidad de que una (y solo una) etiqueta responda en**

una ranura determinada. Sec de consultoría. 4.2.4, la mejor probabilidad de etiqueta para 10 etiquetas es 1/10. Esto ocurre cuando el lector establece Q igual a 10 ranuras. Consultando la figura 4-0, la probabilidad de que una etiqueta responda es aproximadamente del 40%.

**35. Un problema de seguridad clave es el seguimiento no autorizado de etiquetas RFID. Un publicista**

sary con un lector RFID apropiado puede rastrear la ubicación de los artículos etiquetados usando etiquetas RFID. Esto se vuelve bastante serio si el artículo es de naturaleza sensible, por ejemplo, un pasaporte, y la etiqueta se puede usar para recuperar más información, por ejemplo, la nacionalidad y otra información personal de la persona que tiene el pasaporte. Otro problema de seguridad es la capacidad de un lector para cambiar la información de la etiqueta. Esto puede ser utilizado por un adversario para, por ejemplo, cambiar el precio de un artículo etiquetado que planea comprar.



36. El peor de los casos es un flujo interminable de tramas de 64 bytes (512 bits). Si la espalda avión puede manejar  $10^9$  bps, la cantidad de fotogramas que puede manejar es  $10^9 / 512$ . Esto es 1.953.125 cuadros / seg.
37. Un conmutador de almacenamiento y reenvío almacena cada trama entrante en su totalidad, luego lo examina y lo reenvía. Un interruptor de corte comienza a reenviar las tramas entrantes antes de que hayan llegado por completo. Tan pronto como se ingrese la dirección de destino, puede comenzar el reenvío.
38. (a) *B1* reenviará este paquete en los puertos 2, 3 y 4. *B2* lo reenviará el 1, 2 y 3.  
 (B) *B2* reenviará este paquete en los puertos 1, 3 y 4. *B1* lo reenviará en 1, 2 y 3.  
 (C) *B2* no reenviará este paquete en ninguno de sus puertos, y *B1* no lo verá. (D) *B2* reenviará este paquete en el puerto 2. *B1* no lo verá. (mi) *B2* reenviará este paquete en el puerto 4 y *B1* lo reenviará en el puerto 1. (f) *B1* reenviará este paquete en los puertos 1, 3 y 4. *B2* lo reenviará en el puerto 2.
39. Los conmutadores de almacenamiento y reenvío almacenan fotogramas completos antes de reenviarlos. Después de que entra un marco, se puede verificar la suma de comprobación. Si el marco está dañado, se desecha inmediatamente. Con la función de corte, el conmutador no puede descartar las tramas dañadas porque cuando se detecta el error, la trama ya se ha ido. Tratar de lidiar con el problema es como cerrar la puerta del granero después de que el caballo se ha escapado.
40. Un puente que no tiene ninguna estación conectada directamente a ninguno de sus puertos y es parte de un bucle es un candidato para no ser parte de los puentes del árbol de expansión. Esto puede suceder si las rutas más cortas a la raíz para todos los puentes conectados a este puente no incluyen este puente.
41. No. Los concentradores solo conectan eléctricamente todas las líneas entrantes. Hay nada que configurar. No se realiza ningún enrutamiento en un concentrador. Cada cuadro que ingresa al centro se apaga en todas las demás líneas.
42. Funcionaría. Los marcos que ingresan al dominio central serían todos marcos heredados, por lo que dependería del primer switch central etiquetarlos. Podría hacer esto usando direcciones MAC o direcciones IP. Del mismo modo, al salir, ese interruptor tendría que quitar la etiqueta de los fotogramas salientes.

#### SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS DEL CAPÍTULO 5

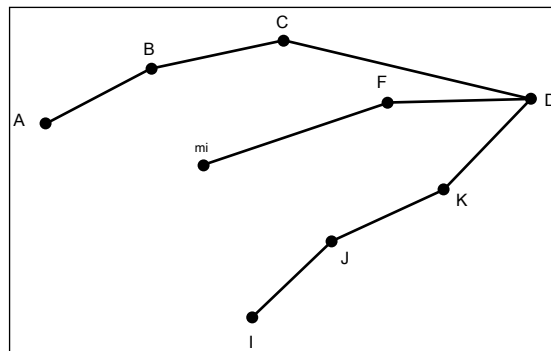
1. La transferencia de archivos, el inicio de sesión remoto y el video bajo demanda necesitan estar orientados a la conexión Servicio. Por otro lado, la verificación de tarjetas de crédito y otras terminales de punto de venta, la transferencia electrónica de fondos y muchas formas de acceso a bases de datos remotas.

Los procesos son intrínsecamente sin conexión, con una consulta en un sentido y la respuesta en el otro.

2. Las redes de circuitos virtuales ciertamente necesitan esta capacidad para enrutar paquetes de configuración de conexión desde una fuente arbitraria a un destino arbitrario.
3. La negociación podría establecer el tamaño de la ventana, el tamaño máximo del paquete, la velocidad de datos, y valores de temporizador.
4. Si. Una gran ráfaga de ruido podría distorsionar gravemente un paquete. Con un  $k$ -suma de comprobación de bits, hay una probabilidad de  $2^{-k}$  que el error no ha sido detectado. Si se cambia el campo de destino o, de manera equivalente, el número de circuito virtual, el paquete se entregará al destino incorrecto y se aceptará como genuino. En otras palabras, una ráfaga de ruido ocasional podría convertir un paquete perfectamente legal para un destino en un paquete perfectamente legal para otro destino.
5. Elija una ruta que utilice el camino más corto. Ahora elimine todos los arcos utilizados en el camino. recién encontrado y vuelva a ejecutar el algoritmo de ruta más corta. La segunda ruta podrá sobrevivir a la falla de cualquier línea en la primera ruta y viceversa. Es concebible, sin embargo, que esta heurística pueda fallar aunque existan dos rutas de línea disjuntas. Para resolverlo correctamente, se debe utilizar un algoritmo de flujo máximo.
6. Pasando por  $B$  da (11, 6, 14, 18, 12, 8).  
Pasando por  $D$  da (19, 15, 9, 3, 9, 10). Pasando por  $mi$  da (12, 11, 8, 14, 5, 9).  
  
Tomando el mínimo para cada destino excepto  $C$  da (11, 6, 0, 3, 5, 8). Las líneas salientes son ( $B, B, -, D, E, B$ ).
7. La tabla de enrutamiento es de 400 bits. Esta tabla se escribe dos veces por segundo en cada línea, por lo que se necesitan 800 bps en cada línea en cada dirección.
8. Siempre se sostiene. Si un paquete ha llegado a una línea, debe confirmarse. Si ningún paquete ha llegado a una línea, debe enviarse allí. Los casos 00 (no ha llegado y no se enviará) y 11 (ha llegado y será devuelto) son lógicamente incorrectos y por lo tanto no existen.
9. El mínimo ocurre en 15 grupos, cada uno con 16 regiones, cada región tiene 20 enrutadores, o una de las formas equivalentes, por ejemplo, 20 grupos de 16 regiones de 15 enrutadores. En todos los casos, el tamaño de la mesa es  $15 + 16 + 20 = 51$ .
10. Posiblemente podría entrar en modo promiscuo, leyendo todos los fotogramas descartados en la LAN, pero esto es muy ineficaz. En cambio, lo que se hace normalmente es que el agente local engaña al enrutador para que piense que es el host móvil respondiendo a las solicitudes de ARP. Cuando el enrutador obtiene un paquete IP destinado al host móvil, transmite una consulta ARP solicitando la dirección de nivel MAC 802.3 de la máquina con esa dirección IP. Cuando el host móvil no está presente, el agente local responde al ARP, por lo que el enrutador asocia el

dirección IP del usuario móvil con la dirección de nivel MAC 802.3 del agente local.

11. (a) El algoritmo de reenvío de ruta inversa tarda cinco rondas en finalizar. Los destinatarios de los paquetes en estas rondas son *AC*, *DFIJ*, *DEGHIJKN*, *GKKN*, y *OVM*, respectivamente. Se generan un total de 21 paquetes. (b) El árbol sumidero necesita cuatro rondas y 14 paquetes.
12. Nodo *F* actualmente tiene dos descendientes, *A* y *D*. Ahora adquiere un tercero, *GRAMO*, no encerrado en un círculo porque el paquete que sigue *IFG* no está en el árbol del fregadero. Nodo *GRAMO* adquiere un segundo descendiente, además de *D*, etiquetado *F*. Esto tampoco está encerrado en un círculo, ya que no entra en el árbol del fregadero.
13. Son posibles varios árboles de expansión. Uno de ellos es:



14. Nodo *H* está a tres saltos de *B*, por lo que se necesitan tres rondas para encontrar la ruta.
15. El protocolo es terrible. Dejemos que el tiempo se establezca en unidades de *T*segundo. En la ranura 1 el enrutador de origen envía el primer paquete. Al comienzo de la ranura 2, el segundo enrutador ha recibido el paquete pero aún no puede reconocerlo. Al comienzo de la ranura 3, el tercer enrutador ha recibido el paquete, pero tampoco puede reconocerlo, por lo que todos los enrutadores detrás de él siguen colgados. El primer acuse de recibo solo se puede enviar cuando el host de destino toma el paquete del enrutador de destino. Ahora el reconocimiento comienza a propagarse. Se necesitan dos tránsitos completos de la red,  $2(n-1)T$  seg, antes de que el enrutador de origen pueda enviar el segundo paquete. Por lo tanto, el rendimiento es de un paquete cada  $2(n-1)T$ segundo.

**dieciséis.** Cada paquete emitido por el host de origen realiza 1, 2 o 3 saltos. los

La probabilidad de que dé un salto es *pag*. La probabilidad de que dé dos saltos es *pag*(1 - *pag*). La probabilidad de que dé 3 saltos es (1 - *pag*)<sup>2</sup>. La longitud media de la ruta que puede esperar viajar un paquete es entonces la suma ponderada de estas tres probabilidades, o *pag*2 - 3 *p* + 3. Tenga en cuenta que para *p* = 0 la media es de 3 saltos y para

*p* = 1 la media es 1 salto. Con  $0 < p < 1$ , pueden ser necesarias varias transmisiones. El número medio de transmisiones se puede encontrar al darse cuenta de que la probabilidad de una transmisión exitosa en todo momento es (1 - *pag*)<sup>2</sup>, que haremos

llamada  $\alpha$ . El número esperado de transmisiones es solo

$$\alpha + 2\alpha(1-\alpha) + 3\alpha(1-\alpha)^2 + \dots = 1 = \frac{1}{\alpha(1-\alpha)^2}$$

Finalmente, el total de saltos usados es solo  $(\alpha^2 - 3\alpha + 3) / (1 - \alpha)^2$ .

17. Primero, el método ECN envía explícitamente una notificación de congestión a la fuente estableciendo un bit, mientras que RED notifica implícitamente a la fuente simplemente descartando uno de sus paquetes. En segundo lugar, el método ECN descarta un paquete sólo cuando no queda espacio en el búfer, mientras que RED descarta los paquetes antes de que se agote todo el búfer.
18. Con una ficha cada 5  $\mu$  seg, se pueden enviar 200.000 celdas / seg. Cada paquete contiene 48 bytes de datos o 384 bits. La tasa de datos neta es entonces de 76,8 Mbps.
19. La respuesta ingenua dice que a 6 Mbps se necesitan 4/3 segundos para drenar un 8 megabit Cubeta. Sin embargo, esta respuesta es incorrecta, porque durante ese intervalo llegan más tokens. La respuesta correcta se puede obtener usando la fórmula  $S = C / (M - \rho)$ . Sustituyendo, obtenemos  $S = 8 / (6 - 1)$  o 1,6 seg.
20. Los anchos de banda en MB / seg son los siguientes:  $A: 2$ ,  $B: 0$ ,  $C: 1$ ,  $M: 3$ ,  $H: 3$ ,  $J: 3$ ,  $K: 2$ , y  $L: 1$ .
21. Aquí  $\mu$  es 2 millones y  $\lambda$  es 1,5 millones, entonces  $\rho = \lambda / \mu$  es 0,75, y de cola-  
Según la teoría, cada paquete experimenta un retraso cuatro veces mayor que en un sistema inactivo. El tiempo en un sistema inactivo es 500 nseg, aquí es 2  $\mu$  segundo. Con 10 enrutadores a lo largo de una ruta, la cola más el tiempo de servicio es de 20  $\mu$  segundo.
22. No hay garantía. Si se aceleran demasiados paquetes, su canal puede tener un rendimiento aún peor que el canal normal.
23. El datagrama IP inicial se fragmentará en dos datagramas IP en I1. No ocurrirá otra fragmentación.
- Enlace A-R1:  
 $Longitud = 940$ ;  $ID = X$ ;  $DF = 0$ ;  $MF = 0$ ;  $Desplazamiento = 0$
- Enlace R1-R2:  
(1)  $Longitud = 500$ ;  $ID = X$ ;  $DF = 0$ ;  $MF = 1$ ;  $Desplazamiento = 0$  (2)  $Longitud = 460$ ;  
 $ID = X$ ;  $DF = 0$ ;  $MF = 0$ ;  $Desplazamiento = 60$
- Enlace R2-B:  
(1)  $Longitud = 500$ ;  $ID = X$ ;  $DF = 0$ ;  $MF = 1$ ;  $Desplazamiento = 0$  (2)  $Longitud = 460$ ;  
 $ID = X$ ;  $DF = 0$ ;  $MF = 0$ ;  $Desplazamiento = 60$
24. Si la tasa de bits de la línea es  $B$ , la cantidad de paquetes / seg que el enrutador puede emitir es  $B/8192$ , por lo que la cantidad de segundos que se tarda en emitir un paquete es  $8192 / B$ . Para sacar 65,536 paquetes se necesitan  $2^{29} / B$  segundo. Equiparando esto al máximo

paquete de por vida, obtenemos  $2^{29} / b = 10$ . Entonces,  $B$  es de aproximadamente 53,687,091 bps.

25. Dado que la información es necesaria para enrutar cada fragmento, la opción debe aparecer en cada fragmento.

26. Con un prefijo de 2 bits, habrían sobrado 18 bits para indicar la red trabaja. En consecuencia, el número de redes habría sido  $2^{18}$  o 262,144. Sin embargo, todos los 0 y todos los 1 son especiales, por lo que solo están disponibles 262,142.

27. La dirección es 194.47.21.130.

28. La máscara tiene una longitud de 20 bits, por lo que la parte de la red tiene 20 bits. Los 12 restantes los bits son para el host, por lo que existen 4096 direcciones de host.

29. Cada adaptador Ethernet que se vende en las tiendas viene cableado con Ethernet (MAC) en él. Al grabar la dirección en la tarjeta, el fabricante no tiene idea de en qué parte del mundo se utilizará la tarjeta, lo que hace que la dirección sea inútil para el enrutamiento. Por el contrario, las direcciones IP son asignadas de forma estática o dinámica por un ISP o una empresa, que sabe exactamente cómo llegar al host para obtener la dirección IP.

30. Para empezar, todas las solicitudes se redondean a una potencia de dos. El inicio dirección, dirección final y máscara son las siguientes:

- A: 198.16.0.0 - 198.16.15.255 escrito como 198.16.0.0/20
- B: 198.16.16.0 - 198.23.15.255 escrito como 198.16.16.0/21
- C: 198.16.32.0 - 198.47.15.255 escrito como 198.16.32.0/20
- D: 198.16.64.0 - 198.95.15.255 escrito como 198.16.64.0/19

31. Se pueden agregar a 57.6.96.0/19.

32. Es suficiente agregar una nueva entrada de tabla: 29.18.0.0/22 para el nuevo bloque. Si un paquete entrante coincide con 29.18.0.0/17 y 29.18.0.0./22, gana el más largo. Esta regla permite asignar un bloque grande a una línea saliente, pero hace una excepción para uno o más bloques pequeños dentro de su rango.

33. Los paquetes se enrutan de la siguiente manera:

- (a) Interfaz 1
- (b) Interfaz 0
- (c) Enrutador 2
- (d) Enrutador 1
- (e) Enrutador 2

34. Después de instalar NAT, es crucial que todos los paquetes pertenecientes a un solo La conexión entra y sale de la empresa a través del mismo enrutador, ya que es allí donde se guarda el mapeo. Si cada enrutador tiene su propia dirección IP y todo el tráfico que pertenece a una conexión determinada se puede enviar al mismo enrutador, el mapa

El ping se puede hacer correctamente y el multihoming con NAT puede funcionar.

- 35.** Dice que ARP no proporciona un servicio a la capa de red, es parte de la capa de red y ayuda a proporcionar un servicio a la capa de transporte. El problema del direccionamiento IP no ocurre en la capa de enlace de datos. Los protocolos de la capa de enlace de datos son como los protocolos 1 a 6 del Cap. 3, HDLC, PPP, etc. Mueven bits de un extremo de una línea al otro.
- 36.** En el caso general, el problema no es trivial. Pueden llegar fragmentos de orden y algunos pueden faltar. En una retransmisión, el datagrama puede estar fragmentado en trozos de diferentes tamaños. Además, el tamaño total no se conoce hasta que llega el último fragmento. Probablemente la única forma de manejar el reensamblaje es almacenar todas las piezas hasta que llegue el último fragmento y se conozca el tamaño. Luego construya un búfer del tamaño correcto y coloque los fragmentos en el búfer, manteniendo un mapa de bits con 1 bit por 8 bytes para realizar un seguimiento de los bytes que están presentes en el búfer. Cuando todos los bits del mapa de bits son 1, el datagrama está completo.
- 37.** En lo que respecta al receptor, esto es parte de un nuevo datagrama, ya que no se conocen otras partes. Por lo tanto, estará en cola hasta que aparezcan los demás. Si no lo hacen, este también se agotará.
- 38.** Un error en el encabezado es mucho más grave que un error en los datos. Un malo La dirección, por ejemplo, podría resultar en la entrega de un paquete al host incorrecto. Muchos hosts no comprueban si un paquete que se les entrega es realmente para ellos. Asumen que la red nunca les dará paquetes destinados a otro host. A veces, los datos no tienen una suma de verificación porque hacerlo es costoso, y las capas superiores a menudo lo hacen de todos modos, por lo que aquí son redundantes.
- 39.** Si. El hecho de que la LAN de Minneapolis sea inalámbrica no hace que el paquete ets que le llegan a Boston para saltar repentinamente a Minneapolis. El agente local en Boston debe conectarlos al agente extranjero en la LAN inalámbrica en Minneapolis. La mejor manera de pensar en esta situación es que el usuario se ha conectado a la LAN de Minneapolis, de la misma manera que lo han hecho todos los demás usuarios de Minneapolis. Que la conexión use radio en lugar de un cable es irrelevante.
- 40.** Con 16 bytes hay  $2^{128}$  o  $3.4 \times 10^{38}$  direcciones. Si los asignamos a un tasa de  $10^{18}$  por segundo, durarán  $10^{13}$  años. Este número es 1000 veces la edad del universo. Por supuesto, el espacio de direcciones no es plano, por lo que no se asignan linealmente, pero este cálculo muestra que incluso con un esquema de asignación que tiene una eficiencia de 1/1000 (0,1 por ciento), uno nunca se agotará.
- 41.** los *Protocolo* El campo le dice al host de destino qué controlador de protocolo Paquete IP a. Los enrutadores intermedios no necesitan esta información, por lo que no es necesaria en el encabezado principal. En realidad, está ahí, pero disfrazado. los *Próximo*

*encabezamiento* El campo del último encabezado (extensión) se utiliza para este propósito.

42. Conceptualmente, no hay cambios. Técnicamente, las direcciones IP solicitadas ahora son más grandes, por lo que se necesitan campos más grandes.

### SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS DEL CAPÍTULO 6

1. los ESCUCHA llamada podría indicar la voluntad de establecer nuevas conexiones, pero no bloquear. Cuando se hizo un intento de conexión, se le podría dar una señal a la persona que llama. Luego ejecutaría, digamos, OK o RECHAZAR para aceptar o rechazar la conexión. En nuestro esquema original, falta esta flexibilidad.
2. Dado que los dos puntos finales son pares, se requiere un mecanismo de nivel de aplicación independiente. necesario que informe a los puntos finales en tiempo de ejecución sobre qué extremo actuará como servidor y qué extremo actuará como cliente, así como sus direcciones. Una forma de hacer esto es tener un proceso de coordinador separado que proporcione esta información a los puntos finales antes de que se establezca una conexión entre los puntos finales.
3. La línea discontinua de *PENDIENTE DE ESTABLECIMIENTO PASIVO* a *ESTABLISHED* ya no depende de la llegada de un acuse de recibo. La transición puede ocurrir de inmediato. En esencia, el *PENDIENTE DE ESTABLECIMIENTO PASIVO* estado desaparece, ya que nunca es visible en ningún nivel.
4. Si el cliente envía un paquete a *PUERTO DE SERVICIO* y el servidor no está escuchando a ese puerto, el paquete no se entregará al servidor.
5. El connect () puede fallar si el servidor aún no ha ejecutado su llamada listen ().
6. Otro criterio es cómo el cliente se ve afectado por la demora adicional involucrada en la producción. técnica de servidor cess. El servidor para el servicio solicitado debe cargarse y probablemente deba inicializarse antes de que se pueda atender la solicitud del cliente.
7. ( a) El reloj tarda 32768 tics, es decir, 3276,8 segundos para circular. A tasa de generación cero, el remitente ingresaría a la zona prohibida en  $3276.8 - 60 = 3216,8$  seg.  
(b) A 240 números de secuencia / min, el número de secuencia real es  $4t$ , donde  $t$  está en seg. El borde izquierdo de la región prohibida es  $10 (t - 3216,8)$ . Al igualar estas dos fórmulas, encontramos que se intersecan en  $t = 5361,3$  seg.
8. Observe el segundo paquete duplicado en la figura 6-11 (b). Cuando ese paquete llega, sería un desastre si los agradecimientos a  $y$  todavía estaban flotando.
9. Los interbloqueos son posibles. Por ejemplo, un paquete llega a  $A$  inesperadamente, y  $A$  lo reconoce. El reconocimiento se pierde, pero  $A$  ahora está abierto mientras  $B$  no sabe nada de lo que ha sucedido. Ahora le pasa lo mismo  $B$ , y ambos están abiertos, pero esperan diferentes números de secuencia.

Deben introducirse tiempos de espera para evitar los puntos muertos.

10. No. El problema es esencialmente el mismo con más de dos ejércitos.
  11. Si el *AWO* *Washington* el tiempo es pequeño, los eventos *CA (W)* y *WC (A)* son poco probables eventos. El remitente debe retransmitir en estado *S1*; el orden del destinatario no importa.
  12. Asignación por flujo *A* será 1/2 en enlaces *R1R2* y *R2R3*. Asignación por flujo *m* será 1/2 en enlaces *R1R2* y *R2R6*. Todas las demás asignaciones siguen siendo las mismas.
  13. La ventana deslizante es más simple, ya que solo tiene un conjunto de parámetros (el *bordos dow*) para administrar. Además, no se produce el problema de que una ventana se aumente y luego se reduzca, con los segmentos que llegan en el orden incorrecto. Sin embargo, el esquema de crédito es más flexible, permitiendo una gestión dinámica del buffering, separada de los reconocimientos.
  14. En AIAD y MIMD, los usuarios oscilarán a lo largo de la línea de eficiencia, pero no convergerá. MIAD convergerá al igual que AIMD. Ninguna de estas políticas es estable. Disminuir la política en AIAD y MIAD no es agresivo, y aumentar la política en MIAD y MIMD no es suave.
  15. No. Los paquetes IP contienen direcciones IP, que especifican una máquina de destino. Una vez que llegara ese paquete, ¿cómo sabría el administrador de la red a qué proceso entregarlo? Los paquetes UDP contienen un puerto de destino. Esta información es fundamental para que se puedan entregar al proceso correcto.
- dieciséis.** Es posible que un cliente obtenga el archivo incorrecto. Supongamos que el cliente *A* envía un solicitud de archivo *f1* y luego se bloquea. Otro cliente *B* luego usa el mismo protocolo para solicitar otro archivo *f2*. Supongamos que el cliente *B*, corriendo en la misma máquina que *A* (con la misma dirección IP), vincula su socket UDP al mismo puerto que *A* estaba usando antes. Además, suponga *B* La solicitud se pierde. Cuando la respuesta del servidor (a *A* la solicitud) llega, cliente *B* lo recibirá y asumirá que es una respuesta a su propia solicitud.
17. Enviar 1000 bits a través de una línea de 1 Gbps requiere 1  $\mu$  segundo. La velocidad de la luz en fibra óptica es de 200 km / mseg, por lo que se necesitan 0,5 mseg para que llegue la solicitud y otros 0,5 mseg para que la respuesta llegue. En total, se han transmitido 1000 bits en 1 mseg. Esto equivale a 1 megabit / seg, o 1/10 del 1% de eficiencia.
  18. A 1 Gbps, el tiempo de respuesta está determinado por la velocidad de la luz. El mejor que se puede lograr es 1 mseg. A 1 Mbps, se necesitan aproximadamente 1 mseg para bombear los 1024 bits, 0,5 mseg para que el último llegue al servidor y 0,5 mseg para que la respuesta vuelva en el mejor de los casos. El mejor tiempo de RPC posible es entonces de 2 mseg. La conclusión es que mejorar la velocidad de la línea en un factor de 1000 solo gana un factor de dos en el rendimiento. A menos que la línea gigabit sea increíblemente barata, probablemente no valga la pena tenerla para esta aplicación.



19. Aquí hay tres razones. Primero, los ID de proceso son específicos del sistema operativo. Usar ID de proceso habría hecho que estos protocolos dependieran del sistema operativo. En segundo lugar, un solo proceso puede establecer múltiples canales de comunicaciones. No se puede utilizar una única ID de proceso (por proceso) como identificador de destino para distinguir entre estos canales. En tercer lugar, hacer que los procesos escuchen en puertos conocidos es fácil, pero los ID de procesos conocidos son imposibles.
20. Un cliente usará RPC sobre UDP si la operación es idempotente y la longitud de todos los parámetros o resultados es lo suficientemente pequeño como para caber en un solo paquete UDP. Por otro lado, si los parámetros o resultados son grandes, o la operación no es idempotente, utilizará RPC sobre TCP.
21. En *NORTE*, Dado que el retraso máximo es de 10 segundos, se puede utilizar un búfer adecuado. elegido para almacenar un poco más de 10 segundos de datos en el destino *D*. Esto asegurará que no se experimente ningún jitter. Por otro lado, en *norte 2*, se utilizará un búfer más pequeño, quizás 2-3 segundos, pero se eliminarán algunos fotogramas (que experimentan retrasos más grandes).
22. El segmento predeterminado es de 536 bytes. TCP agrega 20 bytes y también IP, lo que hace los 576 bytes predeterminados en total.
23. Aunque cada datagrama llega intacto, es posible que lleguen datagramas en el orden incorrecto, por lo que TCP debe estar preparado para volver a ensamblar las partes de un mensaje correctamente.
24. Cada muestra ocupa 4 bytes. Esto da un total de 256 muestras por paquete. Hay 44,100 muestras / seg, por lo que con 256 muestras / paquete, se necesitan  $44100/256$  o 172 paquetes para transmitir un segundo de música.
25. Por supuesto. La persona que llama tendría que proporcionar toda la información necesaria, pero no No hay ninguna razón por la que RTP no pueda estar en el kernel, al igual que UDP.
26. No. Una conexión se identifica solo por sus enchufes. Por lo tanto,  $(1, pag) - (2, q)$  es la única conexión posible entre esos dos puertos.
27. los *ACK* bit se utiliza para indicar si se utiliza el campo de 32 bits. Pero si no fuera allí, el campo de 32 bits siempre tendría que usarse, si fuera necesario reconociendo un byte que ya había reconocido. En resumen, no es absolutamente esencial para el tráfico normal de datos. Sin embargo, juega un papel crucial durante el establecimiento de la conexión, donde se utiliza en el segundo y tercer mensaje del protocolo de enlace de tres vías.
28. Todo el segmento TCP debe caber en el campo de carga útil de 65.515 bytes de una IP paquete. Dado que el encabezado TCP tiene un mínimo de 20 bytes, solo quedan 65 495 bytes para los datos TCP.

29. Una forma comienza con ESCUCHAR. Si un *SYN* se recibe, el protocolo entra la *SYN RECD* Expresar. La otra forma comienza cuando un proceso intenta hacer una apertura activa y envía un *SYN*. Si el otro lado también se estaba abriendo, y un *SYN* es recibido, el *SYN RECD* también se ingresa el estado.
30. Las primeras ráfagas contienen 2K, 4K, 8K y 16K bytes, respectivamente. El siguiente uno es de 24 KB y ocurre después de 40 milisegundos.
31. La próxima transmisión tendrá un tamaño máximo de segmento. Luego 2, 4 y 8. Entonces, después de cuatro éxitos, será de 8 KB.
32. Las estimaciones sucesivas son 29,6, 29,84, 29,256.
33. Se puede enviar una ventana cada 20 ms. Esto da 50 ventanas / seg, por un velocidad máxima de datos de aproximadamente 3,3 millones de bytes / seg. La eficiencia de la línea es entonces 26,4 Mbps / 1000 Mbps o 2,6 por ciento.
34. El objetivo es enviar  $2^{32}$  bytes en 120 seg. o 35.791.394 bytes de carga útil / seg. Esto es 23,860 cuadros de 1500 bytes / seg. La sobrecarga de TCP es de 20 bytes. La sobrecarga de IP es de 20 bytes. La sobrecarga de Ethernet es de 26 bytes. Esto significa que para 1500 bytes de carga útil, se deben enviar 1566 bytes. Si vamos a enviar 23,860 cuadros de 1566 bytes por segundo, necesitamos una línea de 299 Mbps. Con algo más rápido que esto, corremos el riesgo de que dos segmentos TCP diferentes tengan el mismo número de secuencia al mismo tiempo.
35. IP es un protocolo de nivel de red, mientras que TCP es un protocolo de nivel de transporte de un extremo a otro. tocol. Cualquier cambio en la especificación de protocolo de IP debe incorporarse en todos los enrutadores de Internet. Por otro lado, TCP puede funcionar bien siempre que los dos puntos finales estén ejecutando versiones compatibles. Por lo tanto, es posible tener muchas versiones diferentes de TCP ejecutándose al mismo tiempo en diferentes hosts, pero este no es el caso de IP.
36. Un remitente no puede enviar más de 255 segmentos, es decir,  $255 \times 128 \times 8$  bits, en 30 segundo. Por tanto, la velocidad de transmisión de datos no supera los 8,704 kbps.
37. Calcule el promedio:  $(270,000 \times 0 + 730\,000 \times 1 \text{ mseg}) / 1.000.000$ . Se necesita 730  $\mu$  segundo.
38. Se necesitan  $4 \times 10 = 40$  instrucciones para copiar 8 bytes. Cuarenta instrucciones se necesitan 40 nsec. Por lo tanto, cada byte requiere 5 nseg de tiempo de CPU para copiar. Por tanto, el sistema es capaz de manejar 200 MB / seg o 1600 Mbps. Puede manejar una línea de 1 Gbps si no hay ningún otro cuello de botella presente. El tamaño del espacio de la secuencia es  $2^{64}$  bytes, que se trata de
39.  $2 \times 10^{19}$  bytes. Un transmisor de 75 Tbps utiliza espacio de secuencia a una velocidad de  $9.375 \times 10^{12}$  números de secuencia por segundo. Se necesitan 2 millones de segundos para dar la vuelta. Dado que hay 86,400 segundos en un día, tardará más de 3 semanas en completarse, incluso a 75 Tbps. Una vida útil máxima de paquete de menos

de 3 semanas evitará el problema. En resumen, es probable que pasar a 64 bits funcione durante bastante tiempo.

40. Con un paquete 11,72 veces más pequeño, obtienes 11,72 veces más por segundo, por lo que cada paquete solo recibe  $6250 / 11.72$  o 533 instrucciones.
41. La velocidad de la luz en la fibra y el cobre es de unos 200 km / mseg. Por 20 km línea, el retraso es  $100 \mu$  seg de ida y  $200 \mu$  seg ida y vuelta. Un paquete de 1 KB tiene 8192 bits. Si el tiempo para enviar 8192 bits y obtener el acuse de recibo es  $200 \mu$  seg, los retardos de transmisión y propagación son iguales. Si  $B$  es el tiempo de bits, entonces tenemos  $8192 B = 2 \times 10^{-4}$  segundo. La tasa de datos,  $1 / B$ , es entonces de unos 40 Mbps.
42. Las respuestas son: (1) 18,75 KB, (2) 125 KB, (3) 562,5 KB, (4) 1,937 MB. A  
El tamaño de la ventana de 16 bits significa que un remitente puede enviar como máximo 64 KB antes de tener que esperar una confirmación. Esto significa que un remitente no puede transmitir continuamente usando TCP y mantener la tubería llena si la tecnología de red utilizada es Ethernet, T3 o STS-3.
43. El retardo de ida y vuelta es de aproximadamente 540 ms, por lo que con un canal de 50 Mbps el  
El retardo del producto de ancho de banda es de 27 megabits o 3.375.000 bytes. Con paquetes de 1500 bytes, se necesitan 2250 paquetes para llenar la tubería, por lo que la ventana debe ser de al menos 2250 paquetes.

## SOLUCIONES A LOS PROBLEMAS DEL CAPÍTULO 7

1. Son el nombre DNS, la dirección IP y la dirección Ethernet.
2. No es un nombre absoluto, sino relativo a *cs.vu.nl*. Realmente es solo una taquigrafía notación para *laserjet.cs.vu.nl*.
3. Los servidores DNS proporcionan un mapeo entre los nombres de dominio y los anuncios IP. vestidos, de modo que cuando se recibe una solicitud de una página web, el navegador puede buscar en el servidor DNS la dirección IP correspondiente al nombre de dominio de la página solicitada, y luego descargar la página solicitada desde esa dirección IP.

Si todos los servidores DNS del mundo fallaran al mismo tiempo, uno no podría mapear entre nombres de dominio y direcciones IP. Por lo tanto, la única forma de acceder a las páginas web sería utilizando la dirección IP del servidor host en lugar del nombre de dominio. Dado que la mayoría de nosotros no conoce las direcciones IP de los servidores a los que accedemos, este tipo de situación haría que el uso de Internet fuera extremadamente ineficaz, si no prácticamente imposible, para la mayoría de los usuarios.

4. El DNS es idempotente. Las operaciones se pueden repetir sin daño. Cuando un proceso realiza una solicitud de DNS, inicia un temporizador. Si el temporizador expira, simplemente vuelve a realizar la solicitud. No se hace ningún daño.

5. El nombre generado probablemente sería único y, por lo tanto, debería bajó. Sin embargo, los nombres DNS *deber* ser inferior a 256 bytes, como exige el estándar. Ya que junto con el *com* terminar el nombre generado tendría más de 256 caracteres, no está permitido.
6. Si. De hecho, en la figura 7-4 vemos un ejemplo de una dirección IP duplicada. Recuerde que una dirección IP consta de un número de red y un número de host. Si una máquina tiene dos tarjetas Ethernet, puede estar en dos redes separadas y, de ser así, necesita dos direcciones IP.
7. Evidentemente, existen muchos enfoques. Uno es convertir el servidor de nivel superior en una granja de servidores. Otra es tener 26 servidores separados, uno para los nombres que comienzan con *a*, uno para *B*, etcétera. Durante un período de tiempo (digamos, 3 años) después de la introducción de los nuevos servidores, el antiguo podría continuar funcionando para brindar a las personas la oportunidad de adaptar su software.
8. Pertenece al sobre porque el sistema de entrega necesita conocer su valor para manejar el correo electrónico que no se puede entregar.
9. Esto es mucho más complicado de lo que piensas. Para empezar, sobre la mitad del mundo escribe primero los nombres de pila, seguidos del apellido, y la otra mitad (por ejemplo, China y Japón) lo hace al revés. Un sistema de nombres tendría que distinguir un número arbitrario de nombres de pila, más un apellido, aunque este último podría tener varias partes, como en John von Neumann. Luego están las personas que tienen una inicial del segundo nombre, pero no un segundo nombre. Varios títulos, como Sr., Srta., Sra., Sra., Dr., Prof. o Lord, pueden anteponer el nombre. Las personas vienen en generaciones, por lo que Jr., Sr., III, IV, etc. deben incluirse. Algunas personas usan sus títulos académicos en sus nombres, por lo que necesitamos  
  
BA, B.Sc., MA, M.Sc., Ph.D. y otros títulos. Finalmente, hay personas que incluyen ciertos premios y distinciones en su nombre. Un miembro de la Royal Society de Inglaterra podría adjuntar FRS, por ejemplo. A estas alturas deberíamos poder complacer incluso a los eruditos:  
  
Prof. Dra. Abigail Barbara Cynthia Doris E. de Vries III, Ph.D., FRS
10. Naturalmente, la empresa no desea proporcionar una cuenta de correo electrónico adicional para cada empleado. Sin embargo, lo único que debe hacerse es asociar el alias *firstname.lastname* con la cuenta de correo electrónico existente de un usuario. De esta forma, cuando el correo electrónico entrante en el demonio SMTP con un *A* dirección del formulario  
*fi rstname.lastname@law fi rm.com*, todo lo que necesita hacer es buscar a qué nombre de inicio de sesión corresponde este alias y apuntar ese correo electrónico al buzón  
*iniciar sesión @ law fi rm.com*.
11. La codificación base64 dividirá el mensaje en 1520 unidades de 3 bytes cada una. Cada uno de estos se codificará como 4 bytes, para un total de 6080 bytes. Si luego se dividen en líneas de 110 bytes, se necesitarán 56 líneas de este tipo, agregando 56 CR y 56 LF. La longitud total será entonces de 6192 bytes.

12. Algunos ejemplos y posibles ayudantes son application / msexcel (Excel), application / ppt (PowerPoint), audio / midi (sonido MIDI), image / tiff (cualquier vista previa de gráficos) y también video / x-dv (reproductor QuickTime).
13. Si. Utilizar el *mensaje / cuerpo-externo* subtipo y simplemente envíe la URL del archivo en lugar del archivo real.
14. Cada mensaje recibido en la bandeja de entrada del correo electrónico del trabajo de John se reenviará a su bandeja de entrada personal, generando así una respuesta automática por parte del agente vacacional, enviada a su bandeja de entrada de trabajo. Esta respuesta será vista por la computadora de trabajo como un nuevo mensaje y, por lo tanto, será reenviada al buzón personal, que a su vez, enviará otra respuesta a la bandeja de entrada del trabajo. Como resultado, habrá una cadena interminable de mensajes para cada mensaje recibido en la dirección de correo electrónico del trabajo de John (a menos que el agente de vacaciones sea lo suficientemente inteligente como para responder solo una vez a cada remitente que vea). Sin embargo, suponiendo que el agente de vacaciones registre las direcciones de correo electrónico a las que ya ha respondido, la bandeja de entrada del correo electrónico del trabajo recibirá una única respuesta automática y la reenviará a la bandeja de entrada personal, y no se generarán más mensajes enlatados.
15. El primero es cualquier secuencia de uno o más espacios y / o tabulaciones. El segundo, uno es cualquier secuencia de uno o más espacios y / o tabulaciones y / o retrocesos, sujeto a la condición de que el resultado neto de aplicar todos los retrocesos todavía deje al menos un espacio o tabulación.
- dieciséis.** Las respuestas reales deben ser realizadas por el agente de transferencia de mensajes. Cuando un Entra la conexión SMTP, el agente de transferencia de mensajes debe verificar si un agente de vacaciones está configurado para responder al correo electrónico entrante y, de ser así, enviar una respuesta. El agente de transferencia de usuarios no puede hacer esto porque ni siquiera se invocará hasta que el usuario regrese de las vacaciones.
17. Puede hacerlo aproximadamente, pero no exactamente. Supongamos que hay 1024 nodos identificadores. Si el nodo 300 está buscando el nodo 800, probablemente sea mejor ir en el sentido de las agujas del reloj, pero podría suceder que haya 20 nodos reales entre 300 y 800 en sentido horario y solo 16 nodos reales entre ellos en sentido antihorario. El propósito de la función hash criptográfica SHA-1 es producir una distribución muy suave de modo que la densidad de nodos sea aproximadamente la misma a lo largo del círculo. Pero siempre habrá fluctuaciones estadísticas, por lo que la elección sencilla puede ser incorrecta.
18. No. El programa IMAP en realidad no toca el buzón de correo remoto. Envía comandos al demonio IMAP en el servidor de correo. Siempre que ese demonio comprenda el formato del buzón, puede funcionar. Por lo tanto, un servidor de correo podría cambiar de un formato a otro de la noche a la mañana sin avisar a sus clientes, siempre que cambie simultáneamente su demonio IMAP para que comprenda el nuevo formato.

19. En la tabla de dedos del nodo 1, el nodo de la entrada 4 cambia de 20 a 18. En la tabla de dedos para el nodo 12, el nodo en la entrada 2 cambia de 20 a 18. La tabla de dedos para el nodo 4 no se ve afectada por el cambio.
20. No usa ninguno, pero es bastante similar en espíritu a IMAP porque ambos permiten que un cliente remoto examine y administre un buzón de correo remoto. Por el contrario, POP3 simplemente envía el buzón al cliente para que lo procese allí.
21. El navegador debe poder saber si la página es de texto, audio, video o algo más. Los encabezados MIME proporcionan esta información.
22. Sí, es posible. Qué ayudante se inicia depende de la configuración de las tablas dentro del navegador, y es posible que Firefox e IE se hayan configurado de manera diferente. Además, IE se toma la extensión del archivo más en serio que el tipo MIME, y la extensión del archivo puede indicar un ayudante diferente al tipo MIME.
23. Como se mencionó, una dirección IP es un conjunto de cuatro números separados por puntos. Un ejemplo de uso de una dirección IP es `http://192.31.231.66/index.html`. El navegador utiliza el hecho de que un nombre DNS no puede terminar con un dígito para distinguir entre una URL que usa un nombre DNS y una URL que usa una dirección IP, que siempre terminaría con un dígito.
24. los URL es probablemente  
`ftp://www.ma.stanford.edu/ftp/pub/forReview/newProof.pdf`.
25. Hazlo de la manera *toms-casino* hace: simplemente coloque un ID de cliente en la cookie y almacene las preferencias en una base de datos en el servidor indexadas por ID de cliente. De esa forma, el tamaño del registro es ilimitado.
26. Técnicamente, funcionará, pero es una idea terrible. Todo lo que el cliente tiene que hacer es modificar la cookie para acceder a la cuenta bancaria de otra persona. Es seguro que la cookie proporcione el número de identificación del cliente, pero se le debe solicitar al cliente que ingrese una contraseña para probar su identidad.
27. (a) El navegador utiliza el *TÍTULO* atributo cuando un usuario se desplaza con el mouse sobre las palabras "HEADER 1", y muestra el valor de ese atributo como "este es el encabezado".
- (b) El *ALTE* atributo solo es útil para imágenes, mientras que el *TÍTULO* atributo se puede incluir en cualquier etiqueta HTML. Además, el *ALTE* atributo se utiliza cuando el navegador no puede encontrar la imagen que debe mostrarse, mientras que el *TÍTULO* atributo se usa durante el desplazamiento. Debido a estos diferentes usos, un `<img>` la etiqueta puede incluir ambos *ALT* y *TÍTULO* atributos, aunque sus valores suelen ser idénticos.
28. Un hipervínculo consta de `< a href = "...">` y `</ a>`. Entre ellos está el texto en el que se puede hacer clic. También es posible poner una imagen aquí. Por ejemplo:

```
<a href="http://www.abcd.com/foo"> <img src = "http://www.abcd.com/im/im2"> </a>
```

29. Aquí hay una forma de hacerlo:

```
<html>
<cuero>
<a href="mailto: username@DomainName.com"> Haga clic aquí para enviarme un correo electrónico </a> </body>

</html>
```

Cuando un usuario hace clic en este enlace, el programa de escritura de correo electrónico predeterminado del usuario abre una ventana " redactar mensaje " que incluye la dirección " username@DomainName.com " en el A campo.

30. Una forma de escribir la página XML es:

```
<? xml version = "1.0"?>
<? xml-stylesheet type = "text / xsl" href = "lista de estudiantes.xsl"?> <lista de estudiantes>

  <estudiante>
    <nombre> Jerry </nombre>
    <address> 50 Farmington Av </address> <sid>
      11227766 </sid>
    <gpa> 4.0 </gpa>
  </student>
  <estudiante>
    <nombre> Elaine </nombre>
    <address> 5 Gumdrops Lane </address> <sid>
      37205639 </sid>
    <gpa> 3.0 </gpa>
  </student>
  <estudiante>
    <nombre> Tessa </nombre>
    <address> 6 Waterfall St </address> <sid>
      43720472 </sid>
    <gpa> 3.8 </gpa>
  </student>
</ lista de estudiantes>
```

31. ( a ) Solo hay 14 calendarios anuales, según el día de la semana en el que caiga el 1 de enero y si el año es bisesto. Por lo tanto, un programa JavaScript podría contener fácilmente los 14 calendarios y una pequeña base de datos de qué año obtiene qué calendario. También se podría utilizar un script PHP, pero sería más lento.

(b) Esto requiere una gran base de datos. Debe realizarse en el servidor mediante PHP.

(c) Ambos funcionan, pero JavaScript es más rápido.

32. Evidentemente, hay muchas soluciones posibles. Aquí hay uno:

```
<html>
<head> <title> Prueba de JavaScript </title> </head> <script language =
"javascript" type = "text / javascript">

respuesta de función (forma de prueba) {var n =
2;
var tiene factores = 0;
var number = eval (formulario de prueba.número.valor); límite var
= Math.sqrt (número);
while (n ++ <límite) si (número% n == 0) tiene factores = 1;
document.open ();
document.writeln ("<html> < cuerpo>");
if (tiene factores> 0) document.writeln (número, "no es primo"); if (tiene factores
== 0) document.writeln (número, "es primo"); document.writeln ("</body>
</html>");
document.close ();
}
</script>
</head>

<cuerpo>
<formulario nombre = "myform">
Ingrese un número: <input type = "text" name = "number"> <input type =
"button" value = "compute primality"
onclick = "respuesta (this.form)">
</form>
</body>
</html>
```

Claramente, esto se puede mejorar de varias maneras, pero requieren un poco más de conocimiento de JavaScript.

33. Los comandos enviados son los siguientes:

OBTENER /welcome.html HTTP / 1.1  
Anfitrión: www.info-source.com

Tenga en cuenta la línea en blanco al final. Es obligatorio.



34. Lo más probable es que las páginas HTML cambien con más frecuencia que los archivos JPEG. Muchos sitios juegue con su HTML todo el tiempo, pero no cambie mucho las imágenes. Pero la efectividad se relaciona no solo con la tasa de aciertos, sino también con la recompensa. No hay mucha diferencia entre recibir un mensaje 304 y obtener 500 líneas de HTML. El retraso es esencialmente el mismo en ambos casos porque los archivos HTML son muy pequeños. Los archivos de imagen son grandes, por lo que no tener que enviar uno es una gran ventaja.
35. No. En el caso deportivo, se sabe con meses de anticipación que habrá una gran multitud en el sitio web y se pueden construir réplicas por todo el lugar. La esencia de una multitud flash es que es inesperada. Había una gran multitud en el sitio web de Florida, pero no en los sitios de Iowa o Minnesota. Nadie podría haber predicho esto de antemano.
36. Por supuesto. El ISP acude a varios proveedores de contenido y obtiene su permiso. sion para replicar su contenido en el sitio del ISP. El proveedor de contenido podría incluso pagar por este servicio. La desventaja es que es mucho trabajo para el ISP ponerse en contacto con muchos proveedores de contenido. Es más fácil dejar que un CDN haga esto.
37. El audio necesita 1.4 Mbps, que es 175 KB / seg. Dos horas son  $2 \times 60 \times 60 = 7.200$  segundos. Por lo tanto, la cantidad de Mbit necesarios en el CD es 10.080 M-bit, que son 1.260 MB.
38. Los verdaderos valores son el pecado ( $2\pi // 32$ ) para / de 1 a 3. Numéricamente, estos senos son 0,195, 0,383 y 0,556. Se representan como 0,250, 0,500 y 0,500, respectivamente. Por lo tanto, los errores porcentuales son 28, 31 y 10 por ciento, respectivamente.
39. En teoría, podría usarse, pero la telefonía por Internet es en tiempo real. Por la música, no hay ninguna objeción a dedicar 5 minutos a codificar una canción de 3 minutos. Para el habla en tiempo real, eso no funcionaría. La compresión psicoacústica podría funcionar para telefonía, pero solo si existiera un chip que pudiera hacer la compresión sobre la marcha con un retraso de alrededor de 1 mseg.
40. Se necesitan 100 ms para enviar un comando de pausa al servidor, tiempo en el que 12.500 llegarán bytes, por lo que la marca de agua baja debería estar muy por encima de 12.500, probablemente 50.000 para ser seguro. Del mismo modo, la marca de agua máxima debe ser al menos 12.500 bytes desde la parte superior, pero, digamos, 50.000 serían más seguros.
41. Eso depende. Si la persona que llama no está detrás de un firewall y la persona que llama está en un teléfono, no hay ningún problema. Si la persona que llama está detrás de un cortafuegos y éste no es quisquilloso con lo que sale del sitio, también funcionará. Si el destinatario de la llamada está detrás de un firewall que no permite la salida de paquetes UDP, no funcionará.
42. La cantidad de bits / seg es solo  $1200 \times 800 \times 50 \times 16$  o 768 Mbps.
43. Si. Un error en un I-frame provocará errores en la reconstrucción de subse-P-frames y B-frames quent. De hecho, el error continuará propagándose hasta el próximo I-frame.

















47. Alice podría codificar cada mensaje y firmarlo con su clave privada. Entonces ella podría agregar el hash firmado y su clave pública al mensaje. La gente podría comparar la firma y comparar la clave pública con la que usó Alice la última vez. Si Trudy intentara hacerse pasar por Alice y agregar la clave pública de Alice, no podría obtener el hash correcto. Si usaba su propia clave pública, la gente vería que no era igual que la última vez.